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.

Heitersheim, 24. August

Unterschrift Jugen Mattheis

Danksagungen

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

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.

Er war sich nie zu Schade für meine vielen Fragen während der Meetings, auch wenn ich meine Zeit ziemlich oft überzogen habe¹, er hat sich bei der Korrektur dieser schriftlichen Ausarbeitung sogar die Mühe gemacht bei den einzelnen Problemstellen längere, wirklich hilfreiche Textkommentare zu verfassen und obendrauf auch noch Tippfehler usw. anzumerken 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 meinen PicoC-Compiler implementieren 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 den PicoC-Compiler ist der Zeitplan ziemlich perfekt aufgegangen. Mit meinen ambitionierten Plänen wäre es bei der Bachelorarbeit dagegen wohl mit der Zeit äußerst kritisch geworden. Dass Prof. Dr. Scholl mir zu seinem eigenen Nachteil² weniger Arbeit aufgebrummt hat, empfand ich als ich eine äußerst nette Geste.

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 eigensinnig sein, bei der Weise, wie ich bestimmte Dinge umsetzen will. Ich habe es sehr geschätzt, dass mir das durchgehen gelassen wurde. Es ist, wie ich die Universitätswelt als Student erlebe, bei Arbeitsvorgaben keine Selbstverständlichkeit, dass dem Studenten überhaupt die Freiheit und das Vertrauen gegeben wird diese auf seine eigene 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

¹Wofür ich mich auch nochmal entschuldigen will.

²Der PicoC-Compiler hätte schließlich mehr Funktionalitäten haben können.

³Vielleicht finde ich ja noch im nächsten Semester während des Betriebssysteme Tutorats noch etwas Zeit einige weitere Features einzubauen oder möglicherweise im Rahmen eines Masterprojektes [⊕].

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 Mist baue. Der RETI-Emulator von Michel Giehl ist unter Link⁴ zu finden.

Mir hat die Implementierung des PicoC-Compilers tatsächlich ziemlich viel Spaß gemacht, da Compilerbau auch in mein perönliches Interessengebiet fällt. Das Aufschreiben dieser schriftlichen Ausarbeitung hat mir dagegen eher weniger Spaß gemacht⁵. 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 kann, wie bestimmte Funktionalitäten einer Programmiersprache zu verwenden sind. 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.

⁴https://github.com/michel-giehl/Reti-Emulator.

⁵Dieses ständige überlegen, wo man möglicherweise eine Erklärlücke hat, ob man nicht was Wichtiges ausgelassen hat usw.

Inhaltsverzeichnis

Tabellenverzeichnis	\mathbf{A}	bbild	ingsverzeichnis	1
Definitionsverzeichnis	C	odev	rzeichnis	11
Crammatikverzeichnis	Тa	abelle	nverzeichnis	V
1 Einführung 1.1 RETI-Architektur 1.2 Die Sprache PicoC 1.3 Eigenheiten der Sprachen C und PicoC 1.4 Gesetzte Schwerpunkte 1.5 Über diese Arbeit 1.5 Über diese Arbeit 1.5 Über diese Arbeit 1.5 Über diese Arbeit I.5.1 Stil der schriftlichen Ausarbeitung 1.6 L.5.2 Aufbau der schriftlichen Arbeit 1.6 L.5.2 Aufbau der schriftlichen Arbeit 1.6 L.5.2 Aufbau der schriftlichen Arbeit 1.7 L.5.2 Aufbau der schriftlichen Arbeit 2.7 L.5.2 Au	D	efinit	onsverzeichnis	VII
1.1 RETI-Architektur 1.2 Die Sprache PicoC 6 1.3 Eigenheiten der Sprachen C und PicoC 1.4 Gesetzte Schwerpunkte 11 1.5 Über diese Arbeit 12 1.5.1 Stil der schriftlichen Ausarbeitung 1- 1.5.2 Aufbau der schriftlichen Arbeit 11 2 Theoretische Grundlagen 1* 2.1 Compiler und Interpreter 1* 2.1.1 T-Diagramme 20 2.2.2 Formale Sprachen 22 2.2.1 Ableitungen 22 2.2.2 Präzedenz und Assoziativität 22 2.3 Lexikalische Analyse 22 2.4 Syntaktische Analyse 25 2.5 Code Generierung 44 2.5.1 Monadische Normalform 4 2.5.2 A-Normalform 4 2.5.3 Ausgabe des Maschinencodes 4 2.6 Fehlermeldungen 45 3.1 Lexikalische Analyse 5 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 5 3.1.2 Codebeispiel 5 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 6 3.2.3.1 Codebeispiel 6 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 6 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung	\mathbf{G}	ramr	atikverzeichnis	VIII
1.5 Über diese Arbeit 1: 1.5.1 Stil der schriftlichen Ausarbeitung 1: 1.5.2 Aufbau der schriftlichen Arbeit 1: 2 Theoretische Grundlagen 1' 2.1 Compiler und Interpreter 1' 2.1.1 T-Diagramme 2 2.2 Formale Sprachen 2: 2.2.1 Ableitungen 2: 2.2.2 Präzedenz und Assoziativität 2: 2.3 Lexikalische Analyse 2: 2.4 Syntaktische Analyse 2: 2.5 Code Generierung 4* 2.5.1 Monadische Normalform 4* 2.5.2 A-Normalform 4* 2.5.3 Ausgabe des Maschinencodes 4* 2.6 Fehlermeldungen 4* 3 Implementierung 5* 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 5* 3.2.2 Codebeispiel 5* 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 5* 3.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse 5* 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 6* 3.2.3.1 Codebeispiel 3* 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 6* 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung 6* <	1	1.1 1.2	RETI-Architektur Die Sprache PicoC	. 4
2.1 Compiler und Interpreter 1 2.1.1 T-Diagramme 20 2.2 Formale Sprachen 22 2.2.1 Ableitungen 22 2.2.2 Präzedenz und Assoziativität 22 2.3 Lexikalische Analyse 22 2.4 Syntaktische Analyse 33 2.5 Code Generierung 44 2.5.1 Monadische Normalform 44 2.5.2 A-Normalform 44 2.5.3 Ausgabe des Maschinencodes 44 2.6 Fehlermeldungen 46 3 Implementierung 50 3.1 Lexikalische Analyse 55 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 55 3.2.2 Syntaktische Analyse 55 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 55 3.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse 56 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 66 3.2.3.1 Codebeispiel 66 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.4.2 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 66			Über diese Arbeit	. 13 . 14
2.2 Formale Sprachen 22 2.2.1 Ableitungen 22 2.2.2 Präzedenz und Assoziativität 22 2.3 Lexikalische Analyse 22 2.4 Syntaktische Analyse 33 2.5 Code Generierung 42 2.5.1 Monadische Normalform 44 2.5.2 A-Normalform 44 2.5.3 Ausgabe des Maschinencodes 44 2.6 Fehlermeldungen 46 3.1 Lexikalische Analyse 55 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 55 3.1.2 Codebeispiel 55 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 56 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 56 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 66 3.2.3.1 Codebeispiel 66 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.5	2		Compiler und Interpreter	
2.3 Lexikalische Analyse 22 2.4 Syntaktische Analyse 33 2.5 Code Generierung 42 2.5.1 Monadische Normalform 44 2.5.2 A-Normalform 44 2.5.3 Ausgabe des Maschinencodes 46 2.6 Fehlermeldungen 46 3 Implementierung 56 3.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 55 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 55 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 56 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 56 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 66 3.2.3.1 Codebeispiel 66 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 66 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 66		2.2	Formale Sprachen	. 22 . 25
2.5.1 Monadische Normalform 44 2.5.2 A-Normalform 44 2.5.3 Ausgabe des Maschinencodes 48 2.6 Fehlermeldungen 48 3 Implementierung 56 3.1 Lexikalische Analyse 57 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 57 3.1.2 Codebeispiel 58 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 58 3.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse 60 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 62 3.2.3.1 Codebeispiel 62 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 64 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung 64 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.5.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 67		2.4	Lexikalische Analyse	. 29 . 33
3 Implementierung 56 3.1 Lexikalische Analyse 52 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 52 3.1.2 Codebeispiel 54 3.2 Syntaktische Analyse 54 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 55 3.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse 66 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 65 3.2.3.1 Codebeispiel 65 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 64 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung 64 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 67			2.5.1 Monadische Normalform	. 42 . 44 . 48
3.1 Lexikalische Analyse 55 3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse 55 3.1.2 Codebeispiel 52 3.2 Syntaktische Analyse 58 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 58 3.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse 66 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 66 3.2.3.1 Codebeispiel 66 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitungsbaumes 64 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung 64 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 67				
3.2 Syntaktische Analyse 55 3.2.1 Umsetzung von Präzedenz und Assoziativität 55 3.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse 66 3.2.3 Ableitungsbaum Generierung 65 3.2.3.1 Codebeispiel 65 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitungsbaumes 64 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung 64 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 67	3	_	Lexikalische Analyse	. 52
3.2.3.1 Codebeispiel 63 3.2.3.2 Ausgabe des Ableitunsgbaumes 64 3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung 64 3.2.4.1 Codebeispiel 66 3.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 67		3.2	Syntaktische Analyse	. 55 . 55 . 60
3.2.4.1 Codebeispiel 60 3.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes 60			3.2.3.1 Codebeispiel	. 63 . 64
3.2.5.1 PicoC-Knoten			3.2.4.1 Codebeispiel	. 66

			3.2.5.2 RETI-Knoten
			3.2.5.3 Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung
			3.2.5.4 Abstrakte Grammatik
			3.2.5.5 Codebeispiel
	3.3	Codo	Generierung
	5.5	3.3.1	Passes
		0.0.1	3.3.1.1 PicoC-Shrink Pass
			3.3.1.1.1 Abstrakte Grammatik
			3.3.1.1.2 Codebeispiel
			3.3.1.2 PicoC-Blocks Pass
			3.3.1.2.1 Abstrakte Grammatik
			3.3.1.2.2 Codebeispiel
			3.3.1.3 PicoC-ANF Pass
			3.3.1.3.1 Abstrakte Grammatik
			3.3.1.3.2 Codebeispiel
			3.3.1.4 RETI-Blocks Pass
			3.3.1.4.1 Abstrakte Grammatik
			3.3.1.4.2 Codebeispiel
			3.3.1.5 RETI-Patch Pass
			3.3.1.5.1 Abstrakte Grammatik
			3.3.1.5.2 Codebeispiel
			3.3.1.6 RETI Pass
			3.3.1.6.1 Konkrete und Abstrakte Grammatik
			3.3.1.6.2 Codebeispiel
		3.3.2	Umsetzung von Zeigern
			3.3.2.1 Referenzierung
			3.3.2.2 Dereferenzierung
		3.3.3	Umsetzung von Feldern
			3.3.3.1 Initialisierung eines Feldes
			3.3.3.2 Zugriff auf einen Feldindex
			3.3.3.3 Zuweisung an Feldindex
		3.3.4	Umsetzung von Verbunden
			3.3.4.1 Deklaration von Verbundstypen und Definition von Verbunden 125
			3.3.4.2 Initialisierung von Verbunden
			3.3.4.3 Zugriff auf Verbundsattribut
			3.3.4.4 Zuweisung an Verbundsattribut
		3.3.5	Umsetzung des Zugriffs auf Zusammengesetzte Datentypen im Allgemeinen 135
			3.3.5.1 Anfangsteil
			3.3.5.2 Mittelteil
			3.3.5.3 Schlussteil
		3.3.6	Umsetzung von Funktionen
			3.3.6.1 Mehrere Funktionen
			3.3.6.1.1 Sprung zur Main Funktion
			3.3.6.2 Funktionsdeklaration und -definition und Umsetzung von Sichtbarkeitsbereichen 158
			3.3.6.3 Funktionsaufruf
			3.3.6.3.1 Rückgabewert
			3.3.6.3.2 Umsetzung der Übergabe eines Feldes
	3.4	Fohlor	meldungen
	0.4	r.emer	incidungen
Ŀ	Erg	ebniss	e und Ausblick 186
	4.1		ionsumfang
		4.1.1	Kommandozeilenoptionen

	4.1.2	RETI-Interpr	eter.	 	 	 	 	 								. :	188
		Shell-Mode															
	4.1.4	Show-Mode		 	 	 	 	 									191
4.2	Qualit	ätssicherung .		 	 	 	 	 									193
4.3	Erweit	erungsideen .		 	 	 	 	 									197
	ΓI Arch	itektur Details															
	0	ing															
Literat	ur																М

Abbildungsverzeichnis

1.1	Schritte zum Ausführen eines Programmes mit dem GCC	1
1.2	Stark vereinfachte Schritte zum Ausführen eines Programmes	2
1.3	Speicherorganisation	4
1.4	README.md im Github Repository der Bachelorarbeit	13
2.1	Horinzontale Übersetzungszwischenschritte zusammenfassen.	22
2.2	Veranschaulichung von Linksassoziativität und Rechtsassoziativität	29
2.3	Veranschaulichung von Präzedenz.	29
2.4	Veranschaulichung der Lexikalischen Analyse.	32
2.5	Veranschaulichung des Unterschieds zwischen Ableitungsbaum und Abstraktem Syntaxbaum.	39
2.6	Veranschaulichung eines Baumes in der Darstellung des PicoC-Compilers	40
2.7	Veranschaulichung der Syntaktischen Analyse	41
2.8	Codebeispiel dafür Code in die Monadische Normalform zu bringen.	44
2.9	Übersicht über Komplexe, Atomare, Unreine und Reine Ausdrücke	46
2.10	Codebeispiel für das Entfernen Komplexer Ausdrücke aus Operationen.	47
3.1	Ableitungsbäume zu den beiden Ableitungen.	57
3.2	Ableitungsbaum nach Parsen eines Ausdrucks.	65
3.3	Ableitungsbaum nach Vereinfachung	66
3.4	Generierung eines Abstrakten Syntaxbaumes ohne Umdrehen	68
3.5	Generierung eines Abstrakten Syntaxbaumes mit Umdrehen.	68
3.6	Kompiliervorgang Kurzform	78
3.7	Architektur mit allen Passes ausgeschrieben	79
3.8	Allgemeine Veranschaulichung des Zugriffs auf Zusammengesetzte Datentypen	136
3.9	Veranschaulichung der Dinstanzberechnung	168
4.1	Ausführung von RETI-Code mit dem RETI-Interpreter	189
4.2	Show-Mode in der Verwendung	193
5.1	Datenpfade der RETI-Architektur aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst erstellt	\mathbf{C}
5.2	Cross-Compiler als Bootstrap Compiler	J
5.3	Iteratives Bootstrapping	L

Codeverzeichnis

1.1	Beispiel für die Spiralregel.	7
1.2	Ausgabe des Beispiels für die Spiralregel	7
1.3	Beispiel für unterschiedliche Ausführung	8
1.4	Ausgabe des Beispiels für unterschiedliche Ausführung	8
1.5	Beispiel mit Dereferenzierungsoperator	8
1.6	Ausgabe des Beispiels mit Dereferenzierungsoperator	8
1.7	Beispiel dafür, dass Struct kopiert wird	9
1.8	Ausgabe des Beispiel dafür, dass Struct kopiert wird	9
1.9	Beispiel dafür, dass Zeiger auf Feld übergeben wird.	10
1.10	Ausgabe des Beispiels dafür, dass Zeiger auf Feld übergeben wird.	10
1.11	Beispiel für Deklaration und Definition.	11
1.12	Ausgabe des Beispiels für Deklaration und Definition.	11
1.13	Beispiel für Sichtbarkeitsbereiche	12
	Ausgabe des Beispiels für Sichtbarkeitsbereiche	12
3.1	PicoC-Code des Codebeispiels	55
3.2	Tokens für das Codebeispiel	55
3.3	Ableitungsbaum nach Ableitungsbaum Generierung	63
3.4	Ableitungsbaum nach Ableitungsbaum Vereinfachung.	67
3.5	Aus einem vereinfachtem Ableitungsbaum generierter Abstrakter Syntaxbaum.	77
3.6	PicoC Code für Codebespiel	82
3.7	Abstrakter Syntaxbaum für Codebespiel	82
3.8	PicoC-Blocks Pass für Codebespiel	86
3.9	Symboltabelle für Codebespiel	91
	PicoC-ANF Pass für Codebespiel	92
	RETI-Blocks Pass für Codebespiel	96
	*	100
		105
3.14		106
3.15		106
3.16		107
3.17		108
3.18		108
3.19		109
3.20		109
	PicoC-Shrink Pass für Zeigerdereferenzierung.	
3.22	PicoC-Code für die Initialisierung eines Feldes.	110
	Abstrakter Syntaxbaum für die Initialisierung eines Feldes.	
	V	112
	8	114
	0	116 116
	8	116 116
	v	$\frac{116}{119}$
		121
		121 121
5.52	Austrakter Symaxuaum für Zuweisung an Feidindex	122

		123
		124
	V I	125
	V	125
	V 1	127
	0	127
	V	128
	0	129
		130
		130
		131
	$\overline{\circ}$	132
		133
	8	133
	·	133
	Θ	134
		135
	Q	138
		138
	8	139
		140
		140
		141
		141
3.57	PicoC-ANF Pass für den Mittelteil	144
		145
		146
	V	146
		147
		149
		150
		151
3.65	PicoC-Blocks Pass für 3 Funktionen	152
		153
		155
		155
	RETI-Blocks Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist 1	
3.70	RETI-Patch Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist 1	157
3.71	RETI Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist	157
3.72	PicoC-Code für Funktionen, wobei eine Funktion vorher deklariert werden muss	158
3.73	Symboltabelle für Funktionen, wobei eine Funktion vorher deklariert werden muss	160
3.74	PicoC-Code für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert	160
3.75	Abstrakter Syntaxbaum für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert	161
3.76	Symboltabelle für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert	164
3.77	PicoC-ANF Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert	166
3.78	RETI-Blocks Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert	167
3.79	RETI-Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert	169
3.80	PicoC-Code für Funktionsaufruf mit Rückgabewert	170
3.81	Abstrakter Syntaxbaum für Funktionsaufruf mit Rückgabewert	170
		172
3.83	RETI-Blocks Pass für Funktionsaufruf mit Rückgabewert	174
3.84	PicoC-Code für die Übergabe eines Feldes	174
		176
	PicoC-ANF Pass für die Übergabe eines Feldes	177

3.87	RETI-Block Pass für die Übergabe eines Feldes	178
3.88	PicoC-Code für die Übergabe eines Verbundes.	179
3.89	PicoC-ANF Pass für die Übergabe eines Verbundes.	180
3.90	RETI-Block Pass für die Übergabe eines Verbundes	181
3.91	Beispiel für C-Programm, dass eine uninitialisierte Variable verwendet	182
3.92	Fehlermeldung des GCC	184
3.93	Beispiel für typische Fehlermeldung mit 'found' und 'expected'	184
3.94	Beispiel für eine langgestreckte Fehlermeldung.	184
3.95	Beispiel für Fehlermeldung mit mehreren erwarteten Tokens.	185
3.96	Beispiel für Fehlermeldung ohne expected	185
4.1	Shellaufruf und die Befehle compile und quit	190
	Shell-Mode und der Befehl most_used	
4.3	Typischer Test	195
4.4	Testdurchlauf	197
4.5	Beispiel für Tail Call	200

Tabellenverzeichnis

1.1	Register der RETI-Architektur	č
2.1	Beispiele für Lexeme und ihre entsprechenden Tokens.	31
3.1	Präzedenzregeln von PicoC	56
3.2	Zuordnung der Bezeichnungen von Produktionsregeln zu Operatoren	58
3.3	PicoC-Knoten Teil 1	69
3.4	PicoC-Knoten Teil 2	70
3.5	PicoC-Knoten Teil 3	71
3.6	PicoC-Knoten Teil 4	72
3.7	RETI-Knoten, Teil 1	73
3.8	RETI-Knoten, Teil 2	74
3.9	Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung, Teil 1	74
3.10	Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung, Teil 2	75
	Attribute eines Symboltabelleneintrags	87
	Datensegment nach der Initialisierung beider Felder	111
	Ausschnitt des Datensegments nach der Initialisierung des Feldes in der main-Funktion	113
	Ausschnitt des Datensegments nach der Initialisierung des Feldes in der Funktion fun	113
	Ausschnitt des Datensegments bei der Adressberechnung	117
	Ausschnitt des Datensegments nach Schlussteil	118
	Ausschnitt des Datensegments nach Auswerten der rechten Seite	122
	Ausschnitt des Datensegments vor Zuweisung	123
	Ausschnitt des Datensegments nach Zuweisung	123
3.20	Datensegment mit Stackframe.	162
	Aufbau Stackframe	162
	Knoten für Funktionsaufruf	165
3.23	Fehlerarten in der Lexikalischen und Syntaktischen Analyse	182
	Fehlerarten in den Passes	183
3.25	Fehlerarten, die zur Laufzeit auftreten	183
4.1	Kommandozeilenoptionen, Teil 1	187
4.2	Kommandozeilenoptionen, Teil 2	188
4.3	Makefileoptionen	192
4.4	Testkategorien	194
5.1	Load und Store Befehle aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst zusammengestellt, leicht	10.
	abgewandelt.	A
5.2	Compute Befehle aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst zusammengestellt, leicht	
	abgewandelt.	В
5.3	Jump Befehle aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst zusammengestellt, leicht abgewandelt	

Definitionsverzeichnis

1.1	1				(
1.2	0	 	 		(
1.3		 	 		(
1.4	Call by Value	 	 		Ç
1.5		 	 		10
1.6					10
1.7					1
1.8	Befinition	 	 		1
1.9	Sichtbarkeitsbereich (bzw. engl. Scope)	 	 		12
2.1					1
2.2					18
2.3					18
2.4					18
2.5					19
2.6					19
2.7					20
2.8					20
2.9					2
2.10	0 T-Diagram Maschine				2
	1 Symbol				22
	2 Alphabet				22
	3 Wort				22
	4 Formale Sprache				2
	5 Syntax				23
	6 Semantik				23
	7 Formale Grammatik				23
	8 Chromsky Hierarchie				2
	9 Reguläre Grammatik				2!
	70 Kontextfreie Grammatik				2!
	21 Wortproblem				2!
	2 1-Schritt-Ableitungsrelation				20
	3 Ableitungsrelation				20
	4 Links- und Rechtsableitungableitung				26
2.25	5 Formaler Ableitungsbaum	 	 		26
	Mehrdeutige Grammatik				28
	7 Assoziativität				28
	8 Präzedenz				29
	9 Lexeme				29
2.30	0 Token	 	 		30
2.31	1 Lexer (bzw. Scanner oder auch Tokenizer)	 	 		30
2.32	2 Literal	 	 		3
2.33	3 Konkrete Syntax	 	 		33
2.34	4 Konkrete Grammatik	 	 		3
2.35	5 Ableitungsbaum (bzw. Konkreter Syntaxbaum, engl. Derivation Tree)	 	 		3
2.36	6 Parser	 	 		3
2.37	7 Erkenner (bzw. engl. Recognizer)	 	 		3
0.00					21

	Visitor	37
	Abstrakte Syntax	37
	Abstrakte Grammatik	37
	Abstrakter Syntaxbaum (bzw. engl. Abstract Syntax Tree, kurz AST)	37
2.43	Pass	42
2.44	Ausdruck (bzw. engl. Expression)	42
2.45	Anweisung (bzw. engl. Statement)	43
2.46	Reiner Ausdruck / Reine Anweisung (bzw. engl. pure expression)	43
2.47	Unreiner Ausdruck / Unreine Anweisung	43
2.48	Monadische Normalform (bzw. engl. monadic normal form)	44
2.49	Location	45
2.50	Atomarer Ausdruck	45
	Komplexer Ausdruck	46
2.52	A-Normalform (ANF)	46
	Fehlermeldung	49
3.1	Metasyntax	50
3.2	Metasprache	50
3.3	Erweiterte Backus-Naur-Form (EBNF)	50
3.4	Dialekt der Erweiterten Backus-Naur-Form aus Lark	51
3.5	Abstrakte Syntaxform (ASF)	52
3.6	Earley Parser	62
3.7	Entarteter Baum	64
3.8	Symboltabelle	87
3.9	Unterdatentyp	118
	Stackframe	162
5.1	Bezeichner (bzw. Identifier)	C
5.2	Label	Č
5.3	Assemblersprache (bzw. engl. Assembly Language)	C
5.4	Assembler	D
5.5	Objektcode	D
5.6	Linker	D
5.7	Transpiler (bzw. Source-to-source Compiler)	D
5.8	Rekursiver Abstieg	Е
5.9	Linksrekursive Grammatiken	E
	LL(k)-Grammatik	E
	Earley Erkenner	F
	Liveness Analyse	G
	Live Variable	G
	Graph Coloring	G
	Interference Graph	G
	Kontrollflussgraph	Н
	Kontrollfluss	H
		H
	Kontrollflussanalyse	п Н
	1 10 0	
	Self-compiling Compiler	I
	Bootstrapping	J K
	Minimaler Compiler	K K
1.40	IVIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIIII	n

Grammatikverzeichnis

2.1	Grammatik für einen Ableitungsbaum in EBNF	27
2.2	Produktionen für Ableitungsbaum in EBNF	39
2.3	Produktionen für Abstrakten Syntaxbaum in ASF	39
3.1.1	Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Lexikalische Analyse in EBNF	54
3.2.1	Undurchdachte Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in	
	EBNF, die Operatorpräzidenz nicht beachtet	56
3.2.2	Erster Schritt zu einer durchdachten Konkreten Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syn-	
	taktische Analyse in EBNF, die Operatorpräzidenz beachtet	57
3.2.3	Beispiel für eine unäre rechtsassoziative Produktion in EBNF	58
3.2.4	Beispiel für eine unäre linksassoziative Produktion in EBNF	58
3.2.5	Beispiel für eine binäre linksassoziative Produktion in EBNF	59
3.2.6	Beispiel für eine binäre linksassoziative Produktion ohne Linksrekursion in EBNF	59
3.2.7	Durchdachte Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} in EBNF, die Operatorpräzidenz beachtet	60
3.2.8	Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 1	61
3.2.9	Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 2	62
3.2.1	ØAbstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC} in ASF $\dots \dots \dots \dots \dots \dots \dots \dots \dots$	76
3.3.1	Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Shrink} in ASF, Teil 1	80
	Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Shrink} in ASF, Teil 2	81
	Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Blocks} in ASF, Teil 1	84
	Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Blocks} in ASF, Teil 2	84
	Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_ANF} in ASF, Teil 1	89
	Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_ANF} in ASF, Teil 2	90
	Abstrakte Grammatik der Sprache L_{RETI_Blocks} in ASF	93
	Abstrakte Grammatik der Sprache $L_{RETI-Patch}$ in ASF \dots	97
		101
		102
		102

1 Einführung

Als Programmierer kommt man nicht drumherum einen Compiler zu nutzen, er ist geradezu essentiel für den Beruf oder das Hobby des Programmierens. Selbst in der Programmiersprachen Python, welche als interpretierte Sprache bekannt ist, wird ein in der Programmiersprache Python geschriebenes Programm vorher zu Bytecode¹ kompiliert, bevor dieses von der Python Virtual Machine (PVM) interpretiert wird.

Anmerkung Q

Die Programmiersprache Python und jegliche andere Sprache wird fortan als L_{Python} bzw. als $L_{Name\ der\ Sprache}$ bezeichnet wird.

Compiler, wie der GCC² oder Clang³ werden üblicherweise über eine Commandline-Schnittstelle verwendet, welche es für den Benutzer unkompliziert macht ein Programm zu Maschinencode (Definition 2.4) zu kompilieren. Das Programm muss hierzu in der Sprache geschrieben sein, die der Compiler kompiliert⁴

Meist funktioniert das über schlichtes und einfaches Angeben der Datei, die das Programm enthält, welches kompiliert werden soll. Im Fall des GCC funktioiert das über pcc program.c -o machine_code 5. Als Ergebnis erhält man im Fall des GCC die mit der Option o selbst benannte Datei machine_code. Diese kann dann z.B. unter Unix-Systemen über nicht.

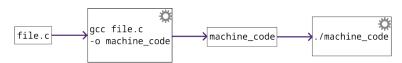


Abbildung 1.1: Schritte zum Ausführen eines Programmes mit dem GCC.

Der ganze Kompiliervorgang kann, wie er in Abbildung 1.2 dargestellt ist, zu einer Box Compiler abstrahiert werden. Der Benutzer gibt ein Programm in der Sprache des Compilers rein und erhält Maschinencode. Diesen Maschinencode kann er dann im besten Fall in eine andere Box hineingeben, welche die passende Maschine oder den passenden Interpreter in Form einer Virtuellen Maschine repräsentiert. Die Maschine bzw. der Interpreter kann den Maschinencode dann ausführen.

¹Dieser Begriff ist **nicht** weiter **relevant**.

² GCC, the GNU Compiler Collection - GNU Project.

 $^{^3}$ clang: C++ Compiler.

⁴Im Fall des GCC und Clang ist es die Programmiersprache L_C .

⁵Bei mehreren Dateien ist das ganze allerdings etwas komplizierter, weil der GCC beim Angeben aller .c-Dateien nacheinander gcc program_1.c ... program_n.c nicht darauf achtet doppelten Code zu entfernen. Beim GCC muss am besten mittels einer Makefile dafür gesorgt werden, dass jede Datei einzeln zu Objektcode (Definition 5.5) kompiliert wird. Das Kompilieren zu Objektcode geht mittels des Befehls gcc -c program_1.c ... program_n.c und alle Objectdateien können am Ende mittels des Linkers mit dem Befehl gcc -o machine_code program_1.o ... program_n.o zusammen gelinkt werden.

Kapitel 1. Einführung 1.1. RETI-Architektur

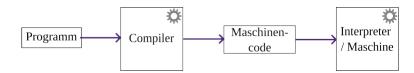


Abbildung 1.2: Stark vereinfachte Schritte zum Ausführen eines Programmes.

Der Programmierer muss für das Vorgehen in Abbildung 1.2 nichts über die theoretischen Grundlagen des Compilerbau wissen, noch wie der Compiler intern umgesetzt ist. In dieser Bachelorarbeit soll diese Compilerbox allerdings geöffnet werden und anhand eines eigenen im Vergleich zum GCC im Funktionsumfang reduzierten Compilers gezeigt werden, wie so ein Compiler unter der Haube grundlegend funktioniert.

Die konkrete Aufgabe besteht darin, einen sogenannten PicoC-Compiler zu implementieren, der die Programmiersprache L_{PicoC} in eine zu Lernzwecken prädestinierte, unkompliziert gehaltene Maschinensprache L_{RETI} kompilieren kann. Die Sprache L_{PicoC} ist hierbei eine Untermenge der äußerst bekannten Programmiersprache L_C , die der GCC kompilieren kann.

In dieser Einführung werden die für diese Bachelorarbeit elementaren Thematiken erstmals angeschnitten und grundlegende Informationen zu dieser Arbeit genannt. Gerade wurde das Thema dieser Bachelorarbeit veranschaulicht und die konkrete Aufgabenstellung ausformuliert. Im Unterkapitel 1.1 wird näher auf die RETI-Architektur eingegangen, die der Sprache L_{RETI} zugrunde liegt und im Unterkapitel 1.2 wird näher auf die Sprache L_{PicoC} eingegangen, welche der PicoC-Compiler zur eben erwähnten Sprache L_{RETI} kompilieren soll. Des Weiteren wird in Unterkapitel 1.3 insbesondere auf bestimmte Eigenheiten der Sprachen L_C und L_{PicoC} eingegangen, auf welche in dieser Bachelorarbeit ein besonderes Augenmerk gerichtet wird. Danach wird in Unterkapitel 1.4 auf für diese Bachelorarbeit gesetzte Schwerpunkte eingegangen und in Unterkapitel 1.5 etwas zum Aufbau und Stil dieser schriftlichen Ausarbeitung gesagt.

1.1 RETI-Architektur

Die RETI-Architektur ist eine zu Lernzwecken für die Vorlesungen C. Scholl, "Betriebssysteme" und C. Scholl, "Technische Informatik" eingesetzte 32-Bit Architektur, die sich vor allem durch ihre einfache Zugänglichkeit kennzeichnet. Deren Maschinensprache L_{RETI} wurde als Zielsprache des PicoC-Compilers hergenommen. In der Vorlesung C. Scholl, "Technische Informatik" wird die grundlegende RETI-Architektur erklärt und in der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" wird diese Architektur erweitert, sodass diese mehr darauf angepasst ist, dass auch komplexere Kontrukte, wie ein Betriebssystem, Interrupts, Prozesse, Funktionen usw. auf nicht zu komplizierte Weise implementiert werden können.

Um den PicoC-Compiler zu testen war es notwendig einen RETI-Interpreter zu implementieren, der genau die Variante der RETI-Achitektur aus der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" simuliert. Für genauere Implementierungsdetails der RETI-Architektur ist auf die Vorlesungen C. Scholl, "Technische Informatik" und C. Scholl, "Betriebssysteme" zu verweisen.

Anmerkung Q

In dieser Bachelorarbeit wird im Folgenden bei der Maschinensprache L_{RETI} immer von der Variante ausgegangen, welche durch die RETI-Architektur aus der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" umgesetzt ist.

Die Register dieser RETI-Architektur werden in Tabelle 1.1 aufgezählt und erläutert. Der Befehlssatz und die Datenpfade der RETI-Architektur sind im Kapitel Appendix dokumentiert, da diese nicht explizit

Kapitel 1. Einführung 1.1. RETI-Architektur

zum Verständnis der späteren Kapitel notwendig sind. Allerdings sind diese zum tieferen Verständnis notwendig, um die später auftauchenden RETI-Befehle usw. zu verstehen. Der Aufbau der Maschinensprache L_{RETI} ist durch die Grammatiken 3.3.10 und 3.3.11 zusammengenommen beschrieben.

Register Kürzel	Register Ausgeschrieben	Aufgabe
PC	Program Counter	Zeigt auf den Maschinenbefehl, der als nächstes ausgeführt werden soll.
ACC	Accumulator	Für Operanden von Operationen oder für temporäre Werte.
IN1	Indexregister 1	Hat dieselbe Aufgabe wie das ACC-Register.
IN2	Indexregister 2	Hat dieselbe Aufgabe wie das ACC-Register.
SP	Stackpointer	Zeigt immer auf die erste freie Speicherzelle am Ende des Stacks ^a , wo als nächstes Speicher allokiert werden kann.
BAF	Begin Aktive Funktion	Zeigt auf den Beginn des Stackframes der aktuell aktiven Funktion.
CS	\mathbf{C} odesegment	Zeigt auf den Beginn des Codesegments.
DS	Datensegment	Zeigt auf den Beginn des Datensegments. Die letzten 10 Bits werden verwendet, um 22 Bit Immediates aufzufüllen. Kann dadurch dazu verwendet werden, festzulegen welches der 3 Peripheriegeräte ^b in der Memory Map ^c angesprochen werden soll.

^a Wird noch erläutert.

Tabelle 1.1: Register der RETI-Architektur.

Die RETI-Architektur ermöglicht es, bei der Ausführung von RETI-Programmen Prozesse aufzubauen bzw. zu nutzen. In Abbildung 1.3 ist der Aufbau eines Prozesses im Hauptspeicher der RETI-Architektur zu sehen. Ein RETI-Programm nutzt dabei den Stack für temporäre Zwischenergebnisse von Berechnungen und zum Anlegen der Stackframes von Funktionen, welche die Lokalen Variablen und Parameter einer Funktion speichern. Das SP- und BAF-Register erfüllen dabei ihre in Tabelle 1.1 zugeteilten Aufgaben für den Stack.

Der Abschnitt für die Globalen Statischen Daten ist allgemein dazu da, Daten zu beherbergen, die für den Rest der Programmausführung global zugänglich sein sollen, aber auch für die Lokalen Variablen der main-Funktion. Das DS-Register markiert den Anfang des Datensegments und damit auch die Anfangsadresse, ab der die Globalen Statischen Daten abgespeichert sind und kann als relativer Orientierungspunkt beim Zugriff und Abspeichern Globaler Statischer Daten dienen. Das CS-Register wird als relativer Orientierungspunkt genutzt, an dem die Ausführung von RETI-Programmen startet. Darüberhinaus wird das CS-Register dazu genutzt, die relative Startadresse zu bestimmen, an welcher der RETI-Code einer bestimmten Funktion anfängt. Der Heap ist nicht weiter relevant, da die Funktionalitäten der Sprache L_C , welche diesen nutzen in L_{PicoC} nicht enthalten sind.

^b EPROM, UART und SRAM.

^c Da die Memory Map zum Verständnis der Bachelorarbeit nicht wichtig ist, wird diese nicht mehr als nötig im weiteren Verlauf erläutert.

Kapitel 1. Einführung 1.2. Die Sprache PicoC

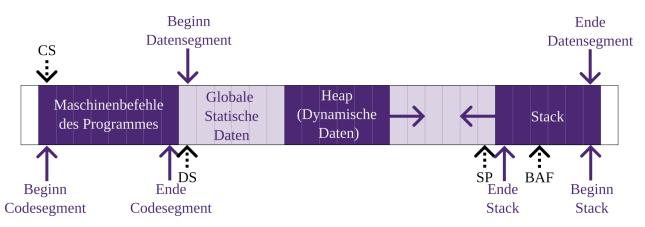


Abbildung 1.3: Speicherorganisation.

Die RETI-Architektur nutzt 3 verschiedene Peripheriegeräte, EPROM, UART und SRAM, die über eine Memory Map⁶ den über die Datenpfade der RETI-Architektur 5.1 ansprechbaren Adressraum von 2³² Adressen⁷ unter sich aufteilen.

Die Ausführung eines Programmes startet auf die einfachste Weise, indem es von einem Startprogramm im EPROM⁸ aufgerufen wird. Der EPROM wird beim Start einer RETI-CPU als erstes aufgerufen. Das liegt daran, dass bei der Memory Map der erste Adressraum von 0 bis $2^{30} - 1$ dem EPROM zugeordnet ist und das PC-Register initial den Wert 0 hat. Daher wird als erstes das Programm ausgeführt, welches an Adresse 0 im EPROM anfängt.

Die UART⁹ ist eine elektronische Schaltung mit je nach Umsetzung mehr oder weniger Registern. Es gibt allerdings immer einen RX- und einen TX-Register, für jeweils Empfangen¹⁰ und Versenden¹¹ von Daten. Jedes der Register wird dabei mit einer anderen von 2³ verschiedenen Adressen angsprochen. Jeweils 8-Bit können nach den Datenpfaden der RETI-CPU 5.1 auf einmal in ein Register der UART geschrieben werden, um versandt zu werden oder von einem Register empfangen werden. Die UART dient als serielle Schnittstelle und kann z.B. genutzt werden, um Daten an einen sehr einfach gehaltenen Monitor zu senden, der diese dann anzeigt.

An letzter Stelle muss der SRAM 12 erwähnt werden, bei dem es sich um den Hauptspeicher der RETI-CPU handelt. Der Zugriff auf den Hauptspeicher ist deutlich schneller als z.B. auf ein externes Speichermedium, aber langsamer als der Zugriff auf Register. Die Datenmenge, die in einer Speicherzelle des Hauptspeichers abgespeichert ist, beträgt hierbei $32 \ Bit = 4 \ Byte$. In der RETI-Architektur ist aufgrund dessen, dass es sich um eine 32-Bit Architektur handelt ein Datenwort $32 \ Bit$ breit. Aus diesem Grund sind alle Register $32 \ Bit$ groß, die Operanden der Arithmetisch Logischen Einheit 13 sind $32 \ Bit$ breit, die Befehle des Befehlssatzes sind innerhalb von $32 \ Bit$ codiert usw.

1.2 Die Sprache PicoC

Die Sprache L_{PicoC} ist eine Untermenge der Sprache L_C , welche:

⁶Da die Memory Map zum Verständnis der Bachelorarbeit nicht wichtig ist, sondern nur bei der Umsetzung des RETI-Interpreters, wird diese nicht näher erläutert als notwendig.

⁷Von 0 bis $2^{32} - 1$.

 $^{^8{\}rm Kurz}$ für Erasable Programmable Read-Only Memory.

 $^{^9 \}mathrm{Kurz}$ für Universal Asynchronous Receiver Transmitter.

 $^{^{10}}$ Engl. Receiving, daher das R.

¹¹Engl. Transmission, daher das T.

¹²Kurz für Static Random-Access Memory.

¹³Ist für Arithmetische, Bitweise und Logische Berechnungen zuständig.

- Einzeilige Kommentare // und Mehrzeilige Kommentare /* comment */.
- die Basisdatentypen¹⁴ int, char und void.
- die Zusammengesetzten Datentypen¹⁵ Felder (z.B. int ar[3]), Verbunde (z.B. struct st {int attr1; int attr2;}) und Zeiger (z.B. int *pntr), inklusive:
 - Initialisierung (z.B. struct st st_var = {.attr1=42, .attr2={.attr={&var, &var}}}).
 - dazugehörige Operationen [i], .attr, * und &.
 - Kombinationen der eben genannten Operationen (z.B. (*complex_var[0][1])[1].attr) und Datentypen (z.B. struct st (*complex_var[1][2])[2]).
 - Zeigerarithmetik (z.B. *(var + 2)).
- if(cond){ }- und else{ }-Anweisungen¹⁶.
- while(cond){ }- und do while(cond){ };-Anweisungen.
- Arihmetische und Bitweise Ausdrücke, welche mithilfe der binären Operatoren +, -, *, /, %, &, |, ^, <<, >> und unären Operatoren -, ~ umgesetzt sind. 17
- Logische Ausdrücke, welche mithilfe der Relationen ==, !=, <, >, <=, >= und Logischer Verknüpfungen !, &&, || umgesetzt sind.
- Zuweisungen, welche mithilfe des Zuweisungsoperators = umgesetzt sind, inklusive:
 - Zuweisung an Feldelement, Verbundsattribut oder Zeigerelement (z.B. (*var.attr)[2] = fun() + 42).
- Funktionsdeklaration (z.B. int fum(int arg1[3], struct st arg2);), Funktionsdefinition (z.B. int fum(int arg1[3], struct st arg2){}), Funktionsaufrufe (z.B. fum(ar, st_var)) und Sichtbarkeitsbereiche innerhalb der Codeblöcke {} der Funktionen.

beinhaltet. Die ausgegrauten • wurden bereits für das Bachelorprojekt umgesetzt und mussten für die Bachelorarbeit nur an die neue Architektur angepasst werden.

Der grundlegende Aufbau von Programmen der Programmiersprache L_{PicoC} ist durch Grammatik 3.1.1 und Grammatik 3.2.8 zusammengenommen beschrieben.

1.3 Eigenheiten der Sprachen C und PicoC

Einige Eigenheiten der Programmiersprache L_C , die genauso ein Teil der Programmiersprache L_{PicoC} sind¹⁸, werden im Folgenden genauer erläutert. Diese Eigenheiten werden in der Implementierung des PicoC-Compilers im Kapitel Implementierung noch eine wichtige Rolle spielen.

 $^{^{14}\}mathrm{Bzw}$. int und char werden auch als Primitive Datentypen bezeichnet.

 $^{^{15} \}mathrm{Bzw.}$ engl. compound data types.

¹⁶Was die Kombination von if und else, nämlich else if(cond){ } miteinschließt.

¹⁷Theoretisch sind die Operatoren <<, >> und ~ unnötig, da sie durch Multiplikation *, Division / und Anwendung des Xor-∧-Operators auf eine Zahl, deren binäre Repräsentation ein Folge von 1en gleicher Länge ist ersetzt werden können. 18 Da L_{PicoC} eine Untermenge von L_C ist.

Anmerkung Q

Im Folgenden wird immer von der Programmiersprache L_{PicoC} gesprochen, da es in dieser Bachelorarbeit um diese geht und die folgenden Beispiele für die Ausgaben alle mithilfe des PicoC-Compilers und RETI-Interpreters kompiliert und daraufhin ausgeführt wurden. Aber selbiges gilt aus bereits erläutertem Grund genauso für L_C .

Bei der Programmiersprache L_{PicoC} handelt es sich im eine Imperative (Definition 1.1), Strukturierte (Definition 1.2) und Prozedurale Programmiersprache (Definition 1.3). Aufgrund dessen, dass es sich um eine Imperative Programmiersprache handelt, ist es wichtig, bei der Implementierung die Reihenfolge zu beachten.

Und aufgrund dessen, dass es sich um eine Strukturierte und Prozedurale Programmiersprache handelt, ist es eine gute Methode bei der Implementierung auf Blöcke¹⁹ zu setzen, zwischen denen hin und her gesprungen werden kann. Blöcke stellen in den einzelnen Implementierungsschritten die notwendige Datenstruktur dar, um Auswahl zwischen Codestücken, Wiederholung von Codestücken und Sprünge zu Blöcken mit entsprechend zu bestimmten Bezeichnern (Definition 5.1) passenden Labeln (Definition 5.2) umzusetzen.

Definition 1.1: Imperative Programmierung



Man spricht hiervon, wenn ein Programm aus einer Folge von Anweisungen besteht, deren Reihenfolge auch bestimmt in welcher Reihenfolge die entsprechenden Befehle auf einer Maschine ausgeführt werden.^{ab}

^aThiemann, "Einführung in die Programmierung".

Definition 1.2: Strukturierte Programmierung



Man spricht hiervon, wenn ein Programm anstelle von z.B. goto label-Anweisungen, Kontrollstrukturen, wie z.B. if(cond) { } else { }, while(cond) { } usw. verwendet, welche dem Programmcode mehr Struktur geben, weil die Auswahl zwischen Anweisungen und die Wiederholung von Anweisungen eine klare und eindeutige Struktur hat. Diese Struktur wäre bei der Umsetzung mit einer goto label-Anweisung nicht so eindeutig erkennbar und auch nicht umbedingt immer gleich aufgebaut.

^aThiemann, "Einführung in die Programmierung".

Definition 1.3: Prozedurale Programmierung



Man spricht hiervon, wenn Programme z.B. mittels Funktionen in überschaubare Unterprogramme^a aufgeteilt werden, die aufrufbar sind. Dies vermeidet einerseits redundanten Code, indem Code wiederverwendbar gemacht wird und andererseits erlaubt es z.B. Codestücke nach ihren Aufgaben zu abstrahieren. Den Codestücken wird eine Aufgabe zugeteilt, sie werden zu Unterprogrammen gemacht und fortan über einen Bezeichner aufgerufen. Das macht den Code deutlich überschaubarer, da man die Aufgabe eines Codestücks nun nur noch mit seinem Bezeichner assoziieren muss. bc

 $^a \mathrm{Bzw.}$ auch **Prozeduren** genannt.

^bThiemann, "Einführung in die Programmierung".

^cProzedurale Programmierung.

 $[^]b Imperative\ Programmierung.$

^bStrukturierte Programmierung.

 $^{^{19} \}mathrm{Werden}$ später im Kapitel3genauer erklärt.

In L_{PicoC} ist die Bestimmung des **Datentyps** einer Variable etwas **komplizierter** als in manch anderen Programmiersprachen. Der Grund liegt darin, dass die eckigen [<i>]-Klammern zur Festlegung der **Mächtigkeit** eines Feldes **hinter** der **Variable** stehen: <remaining-datatype><var>[<i>], während andere Programmiersprachen die eckigen [<i>]-Klammern vor die Variable schreiben <remaining-datatype>[<i>]<var>.

Werden die eckigen [<i>]-Klammern hinter die Variable geschrieben, ist es schwieriger den Datentyp abzulesen, als auch ein Programm zu implementieren was diesen erkennt. Damit ein Programmierer den Datentyp ablesen kann, kann dieser die Spiralregel verwenden, die unter der Webseite Clockwise/Spiral Rule²⁰ nachgelesen werden kann. Werden die eckigen [<i>]-Klammern hinter die Variable geschrieben, wirken diese zum verwechseln ähnlich zum <var>[<i>]-Operator für den Zugriff auf den Index eines Feldes. Wenn Ausdrücke, wie int ar[1] = {42} und var[0] = 42 vorliegen, sind var[1] und var[0] nur durch den Kontext um sie herum unterscheidbar.

In Code 1.1 ist ein Beispiel zu sehen, indem die Variable complex_var den Datentyp "Feld der Mächtigkeit 1 von Feldern der Mächtigkeit 2 von Zeigern auf Felder der Mächtigkeit 2 von Verbunden vom Typ st" hat. Ein Vorteil davon die eckigen [<i>]-Klammern hinter die Variable zu schreiben ist in der markierten Zeile in Code 1.1 zu sehen. Will man auf ein Element dieses Datentyps zugreifen (*complex_var[0][1])[1].attr, so ist der Ausdruck fast genau gleich aufgebaut, wie der Ausdruck für den Datentyp struct st (*complex_var[1][2])[2]. Die Ausgabe des Beispiels in Code 1.1 ist in Code 1.2 zu sehen.

```
1 struct st {int attr;};
2
3 void main() {
4   struct st st_var[2] = {{.attr=314}, {.attr=42}};
5   struct st (*complex_var[1][2])[2] = {{&st_var}};
6   print((*complex_var[0][1])[1].attr);
7 }
```

Code 1.1: Beispiel für die Spiralregel.

```
1 42
```

Code 1.2: Ausgabe des Beispiels für die Spiralregel.

In L_{PicoC} ist die Ausführbarkeit einer Operation oder wie diese Operation ausgeführt wird davon abhängig, was für einen Datentyp die Variable im Kontext der auszuführenden Operation hat. In dem Beispiel in Code 1.3 wird in Zeile 2 ein "Feld der Mächtigkeit 1 von Feldern der Mächtigkeit 2 von Integern" und in Zeile 3 ein "Zeiger auf Felder der Mächtigkeit 2 von Integern" erstellt. In den markierten Zeilen wird zweimal in Folge die gleiche Operation \volume var>[0][1] ausgeführt, allerdings hat die Operation aufgrund der unterschiedlichen Datentypen der beiden Variablen, in beiden Fällen einen unterschiedlichen Effekt.

In der markierten Zeile 4 wird ein normaler Zugriff auf den zweiten Eintrag im ersten Eintrag des Felds int ar[1][2] = {{314, 42}} durchgeführt. In der nachfolgend markierten Zeile 5 wird allerdings erst dem Zeiger int (*pntr)[2] = &ar[0]; gefolgt und dann ein Zugriff auf den zweiten Eintrag im ersten Eintrag des Felds int ar[1][2] = {{314, 42}} durchgeführt. Beide Operationen haben, wie in Code 1.4 zu sehen ist die gleiche Ausgabe.

²⁰https://c-faq.com/decl/spiral.anderson.html

```
1 void main() {
2   int ar[1][2] = {{314, 42}};
3   int (*pntr)[2] = &ar[0];
4   print(ar[0][1]);
5   print(pntr[0][1]);
6 }
```

Code 1.3: Beispiel für unterschiedliche Ausführung.

```
1 42 42
```

Code 1.4: Ausgabe des Beispiels für unterschiedliche Ausführung.

Eine weitere interessante Eigenheit, die in L_{PicoC} gültig ist, ist, dass die Operationen <var>[0] [1] und *(*(<var>+0)+1) aus Code 1.3 und Code 1.5 komplett austauschbar sind. Die Ausgabe in Code 1.4 ist folglich identisch zur Ausgabe in Code 1.6.

```
1 void main() {
2   int ar[1][2] = {{314, 42}};
3   int (*pntr)[2] = &ar[0];
4   print(*(*(ar+0)+1));
5   print(*(*(pntr+0)+1));
6 }
```

Code 1.5: Beispiel mit Dereferenzierungsoperator.

```
1 42 42
```

Code 1.6: Ausgabe des Beispiels mit Dereferenzierungsoperator.

In der Programmiersprache L_{PicoC} werden alle Argumente bei einem Funktionsaufruf nach der Call by Value-Strategie (Definition 1.4) übergeben. Ein Beispiel hierfür ist in Code 1.7 zu sehen. Hierbei wird ein Verbund struct st copyable_ar = {.ar={314, 314}}; ²¹ an die Funktion fun übergeben. Hierzu wird der Verbund in den Stackframe der aufgerufenen Funktion fun kopiert und an den Parameter fun gebunden.

Wie an der Ausgabe in Code 1.7 zu sehen ist hat die Zuweisung copyable_ar.ar[1] = 42 an den Parameter struct st copyable_ar in der aufgerufenen Funktion fun keinen Einfluss auf die übergebene lokale Variable struct st copyable_ar = {.ar={314, 314}} der aufrufenden Funktion. Der Eintrag an Index 1 im Feld bleibt bei 314.

²¹Später wird darauf eingegangen, warum der Verbund den Bezeichner copyable_ar erhalten hat.

Definition 1.4: Call by Value

Z

Bei einem Funktionsaufruf wird eine Kopie des Ergebnisses eines Ausdrucks, welcher ein Argument darstellt an den entsprechenden Parameter der aufgerufenen Funktion gebunden.

Das hat zur Folge, dass bei Übergabe einer Variable als Argument an eine Funktion, diese Variable bei Änderungen am entsprechenden Parameter der aufgerufenen Funktion in der aufrufenden Funktion unverändert bleibt. ab

```
<sup>a</sup>Bast, "Programmieren in C". 
<sup>b</sup>Evaluation strategy.
```

```
struct st {int ar[2];};

int fun(struct st copyable_ar) {
   copyable_ar.ar[1] = 42;
}

void main() {
   struct st copyable_ar = {.ar={314, 314}};
   print(copyable_ar.ar[1]);

fun(copyable_ar);
   print(copyable_ar.ar[1]);
}
```

Code 1.7: Beispiel dafür, dass Struct kopiert wird.

```
1 314 314
```

Code 1.8: Ausgabe des Beispiel dafür, dass Struct kopiert wird.

In der Programmiersprache L_{PicoC} gibt es kein Call by Reference (Definition 1.5), allerdings kann der Effekt von Call by Reference mittels Zeigern simuliert werden, wie es in Code 1.11^{22} bei der Funktion fun_declared_before und dem Parameter int *param zu sehen ist. Genau dieser Trick wird bei Feldern verwendet, um nicht das gesamte Feld bei einem Funktionsaufruf in den Stackframe der aufgerufenen Funktion fun kopieren zu müssen.

Wie im Beispiel in Code 1.9 zu sehen ist, wird in der markierten Zeile ein Feld int ar[2] = {314, 314} an die Funktion fun übergeben. Wie in der Ausgabe in Code 1.10 zu sehen ist, hat sich der Eintrag an Index 1 im Feld durch die Zuweisung ar[1] = 42 nach dem Funktionsaufruf zu 42 geändert. Wird ein Feld direkt als Ausdruck ar, ohne z.B. die eckigen []-Klammern für einen Indexzugriff hingeschrieben, wird die Adresse des Felds verwendet und nicht z.B. der Wert des ersten Elements des Felds.

Eine Möglichkeit ein Feld als Kopie und nicht als Referenz zu übergeben ist es, wie in Code 1.7 bei der Variable copyable_ar das Feld als Attribut eines Verbundes zu übergeben.

²²Unten im Code schauen.

Definition 1.5: Call by Reference

Z

Bei einem Funktionsaufruf wird eine implizite Referenz eines Arguments an den entsprechenden Parameter der aufgerufenen Funktion gebunden.

Implizit meint hier, dass der Benutzer einer Funktionalität mit Call by Reference nicht mitbekommt, dass er das Argument selbst verändert und keine lokale Kopie des Arguments.

```
^a {\bf Bast, \,\, , \,} {\bf Programmieren \,\, in \,\, C".} ^b Evaluation \,\, strategy.
```

```
int fun(int ar[2]) {
    ar[1] = 42;
}

void main() {
    int ar[2] = {314, 314};
    print(ar[1]);
    fun(ar);
    print(ar[1]);
}
```

Code 1.9: Beispiel dafür, dass Zeiger auf Feld übergeben wird.

```
1 314 42
```

Code 1.10: Ausgabe des Beispiels dafür, dass Zeiger auf Feld übergeben wird.

Ein Programm in der Programmiersprache L_{PicoC} wird von oben-nach-unten ausgewertet. Ein Problem tritt auf, wenn z.B. eine Funktion verwendet werden soll, die aber erst unter dem entsprechenden Funktionsaufruf definiert (Definition 1.8) wird. Es ist wichtig, dass der Prototyp (Definition 1.6) einer Funktion vor dem Funktionsaufruf dieser Funktion bekannt ist. Das hat den Sinn, dass bereits während des Kompilierens überprüft werden kann, ob die beim Funktionsaufruf übergebenen Argumente den gleichen Datentyp haben, wie die Parameter des Prototyps und ob die Anzahl Argumente mit der Anzahl Parameter des Prototyps übereinstimmt.

Allerdings lassen sich Funktionen nicht immer so anordnen, dass jede in einem Funktionsaufruf aufzurufende Funktion vorher definiert sein kann. Aus diesem Grund ist es möglich den Prototyp einer Funktion vorher zu deklarieren (Definition 1.7), wie es in den markierten Zeile im Beispiel in Code 1.11 zu sehen ist. Die Ausgabe des Beispiels ist in Code 1.12 zu sehen.

Definition 1.6: Funktionsprototyp



Deklaration einer Funktion, welche den Funktionsbezeichner, die Datentypen der einzelnen Funktionsparameter, die Parametereihenfolge und den Rückgabewert einer Funktion spezifiziert. Es ist nicht möglich zwei Funktionsprototypen mit dem gleichen Funktionsbezeichner zu haben. abc

^aDer Funktionsprototyp ist von der Funktionssignatur zu unterschieden, die in Programmiersprache wie C++ und Java für die Auflösung von Überladung bei z.B. Methoden verwendet wird und sich in manchen Sprachen für den Rückgabewert interessiert und in manchen nicht, je nach Umsetzung. In solchen Sprachen ist es möglich mehrere Methoden oder Funktionen mit dem gleichen Bezeichner zu haben, solange sie sich durch die Datentpyen

von Parametern, die Parameterreihenfolge, manchmal auch Sichtbarkeitsbereiche und Klassentypen usw. unterschieden.

- b What is the difference between function prototype and function signature?
- c Funktions prototyp.

Definition 1.7: Deklaration

Z

Der Datentyp bzw. Prototyp einer Variablen bzw. Funktion, sowie der Bezeichner dieser Variable bzw. Funktion wird dem Compiler mitgeteilt. ab c d

- a Über das Schlüsselwort **extern** lassen sich in der Programiersprache L_C Veriablen deklarieren, ohne sie zu definieren.
- b Variablen in C und C++, Deklaration und Definition Coder-Welten.de.
- ^cP. Scholl, "Einführung in Embedded Systems".
- ^dDeklaration (Programmierung).

Definition 1.8: Definition

Z

Dem Compiler wird mitgeteilt, dass zu einem bestimmten Zeitpunkt in der Programmausführung oder bereits vor der Ausführung Speicher reserviert werden soll und wo^a dieser angelegt werden soll.^b

^aIm Fall des PicoC-Compilers im Abschnitt für die Globalen Statischen Daten oder auf dem Stack.

^bP. Scholl, "Einführung in Embedded Systems".

```
void fun_declared_before(int *param);

int fun_defined(int param) {
   return param + 10;
}

void main() {
   int res = fun_defined(22);
   fun_declared_before(&res);
   print(res);
}

void fun_declared_before(int *param) {
   *param = *param + 10;
}
```

Code 1.11: Beispiel für Deklaration und Definition.

```
1 42
```

Code 1.12: Ausgabe des Beispiels für Deklaration und Definition.

In L_{PicoC} lässt sich eine Variable nur innerhalb ihres Sichtbarkeitsbereichs (Definition 1.9) verwenden. Lokale Variablen und Parameter lassen sich nur innerhalb der Funktion in welcher sie definiert wurden verwenden. Der Sichtbarkeitsbereich von Lokalen Variablen und Parametern erstreckt sich hierbei von der öffnenden {-Klammer bis zur schließenden }-Klammer der Funktionsdefinition, in welcher sie definiert wurden.

Verschiedene Sichtbarkeitsbereiche können dabei identische Bezeichner besitzen. Im Beispiel in Code 1.13 kommt der markierte Bezeichner local_var in 2 verschiedenen Sichtbarkeitsbereichen vor und bezeichnet somit 2 unterschiedliche Variablen. Der Parameter param und die Lokale Variable local_var dürfen nicht den gleichen Bezeichner haben, da sie sich im gleichen Sichtbarkeitsbereich der Funktion fun_scope befinden. Die Ausgabe des Beispiels in Code 1.13 ist in Code 1.14 zu sehen.

```
Definition 1.9: Sichtbarkeitsbereich (bzw. engl. Scope)

Bereich in einem Programm, in dem eine Variable sichtbar ist und verwendet werden kann. ab

aThiemann, "Einführung in die Programmierung".
bVariable (Programmierung).

int fun_scope(int param) {
   int local_var = 2;
   print(param);
   print(local_var);
   }

void main() {
   int local_var = 4;
   fun_scope(local_var);
   }

fun_scope(local_var);
}
```

Code 1.13: Beispiel für Sichtbarkeitsbereiche.

```
1 4 2
```

Code 1.14: Ausgabe des Beispiels für Sichtbarkeitsbereiche.

1.4 Gesetzte Schwerpunkte

Ein Schwerpunkt dieser Bachelorarbeit war es, bei der Kompilierung der Programmiersprache L_{PicoC} in die Maschinensprache L_{RETI} , die Syntax und Semantik der Programmiersprache L_C identisch nachzuahmen. Der PicoC-Compiler sollte die Programmiersprache L_{PicoC} im Vergleich zu z.B. dem GCC^{23} ohne merklichen Unterschied²⁴ kompilieren können.

Des Weiteren sollte dabei möglichst immer so Vorgegangen werden, wie es die RETI-Codeschnipsel aus der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" vorgeben. Allerdings wurden diese bei Inkonsistenzen, bezüglich der durch sie selbst vorgegebenen Paradigmen und bei anderen Umstimmigkeiten angepasst.

²³Da die Sprache L_{PicoC} eine Untermenge von L_C ist, kann der GCC L_{PicoC} ebenfalls kompilieren, allerdings nicht in die gewünschte Maschinensprache L_{RETI} .

²⁴Natürlich mit Ausnahme der sich unterscheidenden Maschinensprachen zu welchen kompiliert wird und der unterschiedlichen Kommandozeilenoptionen und Fehlermeldungen.

1.5 Über diese Arbeit

Der Quellcode des PicoC-Compilers ist öffentlich unter Link²⁵ zu finden. In der Datei README.md (siehe Abbildung 1.4) ist unter "Getting Started" ein kleines Einführungstutorial verlinkt. Unter "Usage" ist eine Dokumentation über die verschiedenen Command-line Optionen und verschiedene Funktionalitäten der Shell verlinkt. Deneben finden sich noch weitere Links zu möglicherweise interessanten Dokumenten. Der letzte Commit vor der Abgabe der Bachelorarbeit ist unter Link²⁶ zu finden.



Abbildung 1.4: README.md im Github Repository der Bachelorarbeit.

Die schriftliche Ausarbeitung der Bachelorarbeit wurde ebenfalls veröffentlicht, falls Studenten, die den PicoC-Compiler in Zukunft nutzen sich in der Tiefe dafür interessieren, wie dieser unter der Haube funktioniert. Die schriftliche Ausarbeitung dieser Bachelorarbeit ist als PDF-Datei unter Link²⁷ zu finden. Die PDF-Datei der schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit wird aus dem Latexquellcode automatisch mithife der Github Action Nemec, copy_file_to_another_repo_action und der Makefile Ueda, Makefile for LaTeX generiert. Der Latexquellcode ist unter Link²⁸ veröffentlicht.

Alle verwendeten Latex Bibltiotheken sind unter Link²⁹ zu finden³⁰. Die Grafiken, die nicht mittels der Tikz Bibltiothek in Latex erstellt wurden, wurden mithilfe des Vektorgraphikeditors Inkscape³¹ erstellt. Falls Interesse besteht, Grafiken aus dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit zu verwenden, so sind diese zusammen mit den .svg-Dateien von Inkscape im Ordner /figures zu finden.

Alle weitere verwendete Software, wie verwendete Python Bibliotheken, Vim/Neovim Plugins, Tmux Plugins usw. sind in der README.md unter "References" bzw. direkt unter Link³² zu finden.

 $^{^{25} {\}tt https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler}.$

 $^{^{26} \}texttt{https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/tree/bcafedffa9ff3075372554b14f1a1d369af68971.}$

²⁷https://github.com/matthejue/Bachelorarbeit_out/blob/main/Main.pdf.

²⁸https://github.com/matthejue/Bachelorarbeit.

 $^{^{29}}$ https://github.com/matthejue/Bachelorarbeit/blob/master/content/Packete_und_Deklarationen.tex.

³⁰Jede einzelne verwendete Latex Bibliothek einzeln anzugeben wäre allerdings etwas zu aufwendig.

 $^{^{31} \}mbox{Developers}, \, {\it Draw \ Freely-Inkscape}.$

 $^{^{32}}$ https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/blob/new_architecture/doc/references.md.

Um die verschiedenen Aspekte der Bachelorarbeit besser erklären zu können, werden Codebeispiele verwendet. In diesem Kapitel Einführung werden Codebeispiele zur Anschauung verwendet. Mithilfe des in den PicoC-Compiler integrierten RETI-Interpreters werden Ausgaben erzeugt, die in dieses Dokument eingelesen wurden. Im Kapitel Implementierung werden kleine repräsentative PicoC-Programme in wichtigen Zwischenstadien der Kompilierung in Form von Codebeispielen gezeigt³³.

Die Codebeispiele wurden alle mit dem PicoC-Compiler kompiliert und danach nicht mehr verändert, also genauso, wie der PicoC-Compiler sie kompiliert aus den Dateien in dieses Dokument eingelesen. Alle hier zur Repräsentation verwendeten PicoC-Programme lassen sich unter dem Link³⁴ finden. Mithilfe der im Ordner /code_examples beiliegenden /Makefile und dem Befehl > make compile-all lassen sich die Codebeispiele genauso kompilieren, wie sie hier dargestellt sind³⁵.

1.5.1 Stil der schriftlichen Ausarbeitung

In dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit sind manche Wörter für einen besseren Lesefluss hervorgehoben. Es ist so gedacht, dass die hervorgehobenen Wörter beim Lesen sichtbare Ankerpunkte darstellen an denen sich orientiert werden kann. Aber es hat auch den Zweck, dass der Inhalt eines vorher gelesenen Paragraphs nochmal durch Überfliegen der hervorgehobenen Wörter in Erinnerung gerufen werden kann.

Bei den Erklärungen wurden darauf geachtet bei jeder der verwendeten Methodiken und jeder Designentscheidung die Frage zu klären, "warum etwas genau so gemacht wurde und nicht anders". Wie es im Buch LeFever, *The Art of Explanation* auf eine deutlich ausführlichere Weise dargelegt wird, ist eine der zentralen Fragen, die ein Leser in erster Linie unter anderem zum initialen wirklichen Verständnis eines Themas beantwortet braucht³⁶, die Frage des "warum".

Zum Verweis auf Quellen an denen sich z.B. bei der Formulierung von Definitionen in Definition is Kästen orientiert wurde, wurden, um den Lesefluss nicht zu stören, Fußnoten³⁷ verwendet. Die meisten Definitionen wurden in eigenen Worten formuliert, damit die Definitionen untereinander konsistent sind, wie auch das in ihnen verwendete Vokabular. Wurde eine Definition wörtlich aus einer Quelle übernommen, so wurde die Definition oder der entsprechende Teil in "Anführungszeichen" gesetzt. Beim Verweis auf Quellen außerhalb einer Definitionsbox wurde allerdings meistens, sofern die Quelle wirklich relevant war auf das Zitieren über Fußnoten verzichtet.

In den sonstigen Fußnoten befinden sich Informationen, die vielleicht beim Verständnis helfen oder kleinere Details enthalten, die bei tiefgreifenderem Interesse interessant sein könnten. Im Allgemeinen werden die Informationen in den Fußnoten allerdings nicht zum Verständnis der Bachelorarbeit benötigt.

Viele der in dieser schriftlichen Ausarbeitung verwendeten Definitionen wurden mit Wikipedia abgeglichen. Wikipedia diente dabei allerdings immer nur dazu manche Definitionen aufzubessern und nicht als Primärquelle. Alle Definitionen, bis auf die in "Anführungszeichen" sind in eigenen Worten formuliert, aber gute Aspekte mancher Wikipedia-Definitionen sind in die Definitionen in dieser schriftlichen Ausarbeitung miteingeflossen. Die Wikipedia-Definitionen, an denen sich orientiert wurde, sind im Literaturverzeichnis in der Kategorie "Sonstige Quellen" zu finden.

Des Weiteren gibt es Anmerkung 's-Kästen, welche kleine Anmerkungen enhalten, die über Konventionen

³³Also die verschiedenen in den Passes generierten Abstrakten Syntaxbäume, sofern der Pass für den gezeigten Aspekt relevant ist. Später mehr dazu.

 $^{^{34}}$ https://github.com/matthejue/Bachelorarbeit/tree/master/code_examples.

³⁵Es wurde zu diesem Zweck die Command-line Option -t, --thesis erstellt, die bestimmte Kommentare herausfiltert, damit die generierten Abstrakten Syntaxbäume in den verschiedenen Zwischenstufen der Kompilierung nicht zu überfüllt mit Kommentaren sind.

 $^{^{36}\}mathrm{Vor}$ allem am Anfang, wo der Leser wenig über das Thema weiß.

³⁷Das ist ein Beispiel für eine Fußnote.

aufklären sollen, vor Fallstricken warnen, die leicht zur Verwirrung führen können oder Informationen bei tiefergehenderem Interesse oder für den besseren Überblick enthalten. Der Inhalt dieser Anmerkung 's-Kästen ist allerdings zum Verständnis dieser Arbeit nicht essentiel wichtig.

Es wurde immer versucht möglichst deutsche Fachbegriffe zu verwenden, sofern sie einigermaßen geläufig sind und bei der Verwendung nicht eher verwirren³⁸. Bei Code und anderem Text, dessen Zweck nicht dem Erklären dient, sondern der Veranschaulichung, wurde dieser konsequent in Englisch geschrieben bzw. belassen. Der Grund hierfür ist unter anderem, da die Bezeichner in der Implementierung des PicoC-Compilers, wie es mehr oder weniger Konvention beim Programmieren ist, in Englisch benannt sind und diese Bezeichner in den Ausgaben des PicoC-Compilers vorkommen³⁹.

1.5.2 Aufbau der schriftlichen Arbeit

Der Inhalt dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit ist in 4 Kapitel unterteilt: Einführung, Theoretische Grundlagen, Implementierung und Ergebnisse und Ausblick. Zusätzlich gibt es noch den Appendix.

Das momentane Kapitel Einführung hatte den Zweck einen Einstieg in das Thema dieser Bachelorarbeit zu geben. Der Aufbau dieses Kapitels wurde zu Beginn bereits erläutert.

Im Kapitel Theoretische Grundlagen werden die notwendigen theoretischen Grundlagen eingeführt, die zum Verständnis des Kapitels Implementierung notwendig sind. Die theoretischen Grundlagen umfassen die wichtigsten Definitionen und Zusammenhänge in Bezug zu Compilern und den verschiedenen Phasen der Kompilierung, welche durch die Unterkapitel Lexikalische Analyse, Syntaktische Analyse und Code Generierung repräsentiert sind.

Des Weiteren wurden für T-Diagramme und Formale Sprachen eigene Unterkapitel erstellt. Für T-Diagramme wurde ein eigenes Unterkapitel erstellt, da sie häufig in dieser schriftlichen Ausarbeitung verwendet werden und die T-Diagramm Notation nicht allgemein bekannt ist. Für Formale Sprachen wurde ein eigenes Unterkapitel erstellt, da für den Gutachter Prof. Dr. Scholl das Thema Formale Sprachen eher fachfremd ist, aber dieses Thema einige zentrale und wichtige Fachbegriffe besitzt, bei denen es wichtig ist, die genaue Definition zu haben.

Im Kapitel Implementierung werden die einzelnen Aspekte der Implementierung des PicoC-Compilers erklärt. Das Kapitel ist unterteilt in die verschiedenen Phasen der Kompilierung, nach dennen das Kapitel Einführung ebenfalls unterteilt ist. Dadurch, dass die Kapitel theoretische Grundlagen und Implementierung eine ähliche Kapiteleinteilung haben, ist es besonders einfach zwischen beiden hin und her zu wechseln.

Im Kapitel Ergebnisse und Ausblick wird ein Überblick über die wichtigsten Funktionalitäten des PicoC-Compilers gegeben, indem anhand kleiner Anleitungen gezeigt wird, wie man diese verwendet. Des Weiteren wird darauf eingegangen, wie die Qualitätsicherung für den PicoC-Compiler umgesetzt wurde, also wie gewährleistet wird, dass der PicoC-Compiler funktioniert wie erwartet. Zum Schluss wird auf Erweiterungsideen eingegangen, bei denen es interessant wäre diese noch im PicoC-Compiler zu implementieren.

Im Appendix werden einige Details der RETI-Architektur, Sonstigen Definitionen und das Thema Bootstrapping angesprochen. Der Appendix dient als eine Lagerstätte für Definitionen, Tabellen, Abbildungen und ganze Unterkapitel, die bei Interesse zur weiteren Vertiefung da sind und zum

³⁸Bei dem z.B. auch im Deutschen geläufigen Fachbegriff "Statement" war es eine schwierige Entscheidung, ob man nicht das deutsche Wort "Anweisung" verwenden soll. Da es nicht verwirrend klingt wurde sich dazu entschieden überall das deutsche Wort "Anweisung" zu verwenden.

³⁹ Später werden unter anderem sogenannte Abstrakte Syntaxbäume (Definition 2.42) zur Veranschaulichung gezeigt, die vom PicoC-Compiler als Zwischenstufen der Kompilierung generiert werden. Diese Abstrakten Syntaxbäume sind in der Implementierung des PicoC-Compilers in Englisch benannt, daher wurden ihre Bezeichner in Englisch belassen.

Verständis der anderen Kapitel nicht notwendig sind. Damit der Rote Faden in dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit erkennbar bleibt und der Lesefluss nicht gestört wird, wurden alle diese Informationen in den Appendix ausgelaggert.

Die Sonstigen Defintionen und das Thema Bootstrapping sind dazu da den Bogen von der spezifischen Implementierung des PicoC-Compilers wieder zum allgemeinen Vorgehen bei der Implementierung eines Compilers zu schlagen. Generell wurde immer versucht Parallelen zur Implementierung echter Compiler zu ziehen. Die Erklärungen und Definitionen hierfür wurden allerdings in den Appendix ausgelaggert. Der Zweck des PicoC-Compilers ist es primär ein Lerntool zu sein, weshalb Methoden, wie Liveness Analyse (Definition 5.12) usw., die in echten Compilern zur Anwendung kommen nicht umgesetzt wurden. Es sollte sich an die vorgegebenen Paradigmen aus der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" gehalten werden.

2 Theoretische Grundlagen

In diesem Kapitel wird auf die Theoretischen Grundlagen eingegangen, die zum Verständnis der Implementierung in Kapitel 3 notwendig sind. Zuerst wird in Unterkapitel 2.1 genauer darauf eingegangen was ein Compiler und Interpreter eigentlich sind und damit in Verbindung stehende Begriffe und T-Diagramme erklärt. Danach wird in Unterkapitel 2.2 eine kleine Einführung zu einem der Grundpfeiler des Compilerbau, den Formalen Sprachen gegeben. Danach werden die einzelnen Filter des üblicherweise bei der Implementierung von Compilern genutzten Pipe-Filter-Architekturpatterns (Definition 2.1) nacheinander erklärt. Die Filter beinhalten die Lexikalische Analyse 2.3, Syntaktische Analyse 2.4 und Code Generierung 2.5. Zum Schluss wird in Unterkapitel 2.6 darauf eingegangen in welchen Situationen Fehlermeldungen auszugeben sind.

Definition 2.1: Pipe-Filter Architekturpattern

1

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

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

Eine Pipe stellt ein Bindeglied zwischen zwei Filtern dar. abc



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

2.1 Compiler und Interpreter

Die wohl wichtigsten zu klärenden Begriffe, sind die eines Compilers (Definition 2.3) und eines Interpreters (Definition 2.2), da das Schreiben eines Compilers von der PicoC-Sprache L_{PicoC} in die RETI-Sprache L_{RETI} das Thema dieser Bachelorarbeit ist und die Definition eines Interpreters genutzt wird, um zu definieren was ein Compiler ist.

Anmerkung Q

Des Weiteren wurde zur Qualitätsicherung ein RETI-Interpreter implementiert, um mithilfe des GCC^a und von Tests die Beziehungen in 2.3.1 zu belegen (siehe Unterkapitel 4.2), weshalb es auch nochmal wichtig ist die Definition eines Interpreters eingeführt zu haben.

^bWestphal, "Softwaretechnik".

^cPipes und Filter.

 a Sammlung von Compiler
n für Linux bzw. GNU-Linux, steht für GNU Compiler Collection

Definition 2.2: Interpreter

1

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

In einer konkreten Implementierung arbeitet ein Interpreter auf einem compilerinternen Abstrakten Syntaxbaum (wird später eingeführt unter Definition 2.42) und führt je nach Komposition der Knoten des Abstrakten Syntaxbaumes, auf die er während des Darüber-Iterierens stösst unterschiedliche Aufgaben aus.^{ab}

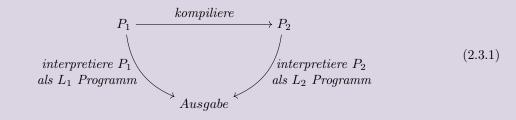
^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Definition 2.3: Compiler



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

Dabei muss gelten, dass die beiden Programme P_1 und P_2 , wenn sie von Interpretern ihrer jeweiligen Sprachen L_1 und L_2 interpretiert werden die gleiche Ausgabe haben. Dies ist in Diagramm 2.3.1 dargestellt. Beide Programme P_1 und P_2 sollen die gleiche Semantik (Definition 2.16) haben und unterscheiden sich nur syntaktisch (Definition 2.15).



^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Üblicherweise kompiliert ein Compiler ein Programm, das in einer Programmiersprache geschrieben ist zu einem Maschinenprogramm, das in Maschinensprache (Definition 2.4) geschrieben ist, aber es gibt z.B. auch Transpiler (Definition 5.7 im Appendix) oder Cross-Compiler (Definition 2.6)¹.

Definition 2.4: Maschinensprache



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

Jeder Maschinenbefehl entspricht einer bestimmten Aufgabe, welche eine CPU im einfachen Fall in einem Zyklus der Fetch- und Execute-Phase, genauergesagt in der Execute-Phase übernehmen kann oder allgemein in einer geringen, konstanten Anzahl von Fetch- und Execute Phasen im komplexeren Fall.

Die Maschinenbefehle sind meist so entworfen, dass sie sich innerhalb bestimmter Wortbreiten,

 $^{^{}b}Interpreter.$

 $^{^{}b}$ Compiler.

¹Des Weiteren sind Maschinensprache und Assemblersprache (Definition 5.3 im Appendix) voneinander zu unterscheiden.

die Zweierpotenzen sind kodieren lassen. Im einfachsten Fall innerhalb einer Speicherzelle des Hauptspeichers.^a

Die Programme^b einer Maschinensprache können dabei in verschiedenen Repräsentationen dargestellt werden, wie z.B. in binärer Rerpräsentation, hexadezimaler Repräsentation, aber auch in menschenlesbarer^c Repräsentation.^{de}

- ^aViele Prozessorarchitekturen erlauben es allerdings auch z.B. zwei Maschinenbefehle in eine Speicherzelle des Hauptspeichers zu komprimieren, wenn diese zwei Maschinenbefehle keine Operanden mit zu großen Immediates (Definition 2.5) haben.
- ^bBzw. Wörter.
- $^c\mathrm{So}$ wie die Programme des PicoC-Compilers dargestellt werden.
- $^d\mathbf{C}.$ Scholl, "Betriebssysteme".
- e Maschinensprache.

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

Anmerkung 9

Der PicoC-Compiler, der den Zweck erfüllt für Studenten ein Anschauungs- und Lernwerkzeug zu sein, generiert allerdings RETI-Code, der die RETI-Befehle in menschenlesbarer Repräsentation mit menschenlesbar ausgeschriebenen RETI-Operationen, RETI-Registern und Immediates (Definition 2.5) enthält. Für den RETI-Interpreter ist es ebenfalls nicht notwendig, dass der RETI-Code, den der PicoC-Compiler generiert, in binärer Repräsentation ist, denn es ist für den RETI-Interpreter ebenfalls leichter diesen einfach direkt in menschenlesbarer Repräsentation zu interpretieren. Der RETI-Interpreter soll nur die sichtbare Funktionsweise einer RETI-CPU simulieren und nicht deren mögliche interne Umsetzung^a.

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

Definition 2.5: Immediate

Z

Konstanter Wert, der als Teil eines Maschinenbefehls gespeichert ist und dessen Wertebereich dementsprechend auch durch die Anzahl an Bits, die ihm innerhalb dieses Maschinenbefehls zur Verfügung stehen beschränkt ist. Der Wertebereich ist beschränkter als bei sonstigen Werten innerhalb des Hauptspeichers, denen eine ganze Speicherzelle des Hauptspeichers zur Verfügung steht.^a

^aLjohhuh, What is an immediate value?

Definition 2.6: Cross-Compiler

Z

Kompiliert auf einer Maschine M_1 ein Programm, dass in einer Wunschsprache L_w geschrieben ist für eine andere Maschine M_2 , wobei beide Maschinen M_1 und M_2 unterschiedliche Maschinensprachen L_{M_1} und L_{M_2} haben. abc

^aBeim PicoC-Compiler handelt es sich um einen Cross-Compiler C_{PicoC}^{Python} , der in der Sprache L_{Python} geschrieben ist und die Sprache L_{PicoC} kompiliert.

^bJ. Earley und Sturgis, "A formalism for translator interactions".

^cCross compiler.

Ein Cross-Compiler ist entweder notwendig, wenn eine Zielmaschine M_2 nicht ausreichend Rechenleistung besitzt, um ein Programm in der Wunschsprache L_w selbst zeitnah zu kompilieren oder wenn noch keine Compiler C_w oder C_o für die Wunschsprache L_w oder eine andere Programmiersprache L_o , in welcher der Wunschcompiler C_w implementiert ist existieren, die unter der Zielmaschine M_2 laufen.²

2.1.1 T-Diagramme

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

Die Notation setzt sich dabei aus den Blöcken für ein Programm (Definition 2.7), einen Übersetzer (Definition 2.8), einen Interpreter (Definition 2.9) und eine Maschine (Definition 2.10) zusammen.

Definition 2.7: T-Diagramm Programm Repräsentiert ein Programm, dass in der Sprache L_1 geschrieben ist und die Funktion f berechnet. f L_1 aJ. Earley und Sturgis, "A formalism for translator interactions".

Anmerkung Q

Es ist bei T-Diagrammen nicht notwendig beim entsprechenden Platzhalter, in den man die genutzte Sprache schreibt, den Namen der Sprache an ein L dranzuhängen, weil hier immer eine Sprache steht. Es würde in Definition 2.7 also reichen einfach eine 1 hinzuschreiben.

Definition 2.8: T-Diagramm Übersetzer (bzw. eng. Translator) Repräsentiert einen Übersetzer, der in der Sprache L_1 geschrieben ist und Programme von der Sprache L_2 in die Sprache L_3 übersetzt. Für einen Übersetzer gelten genauso, wie für einen Compiler die Relationen in Abbildung 2.3.1. a $L_2 \rightarrow L_3$

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

^aJ. Earley und Sturgis, "A formalism for translator interactions".

Anmerkung Q

Zwischen den Begriffen Übersetzung und Kompilierung gibt es einen Unterschied.

Übersetzung ist der allgemeinere Begriff und verlangt nur, dass Eingabe und Ausgabe des Übersetzers die gleiche Bedeutung^a haben müssen, also die Relationen in Abbildung 2.3.1 erfüllt sind^b .

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

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

Definition 2.9: T-Diagramm Interpreter

Repräsentiert einen Interpreter, der in der Sprache L_1 geschrieben ist und Programme in der Sprache L_2 interpretiert.^a

 L_2

 L_1

^aJ. Earley und Sturgis, "A formalism for translator interactions".

Definition 2.10: T-Diagram Maschine



Repräsentiert eine Maschine, welche ein Programm in Maschinensprache L_1 ausführt.



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

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

Die horinzontale Adjazenz lässt sich, wie man in Abbildung 2.1 erkennen kann zusammenfassen.

^aAuch Semantik (Definition 2.16) genannt.

^bUnd ist auch zwischen Passes (Definition 2.43) möglich.

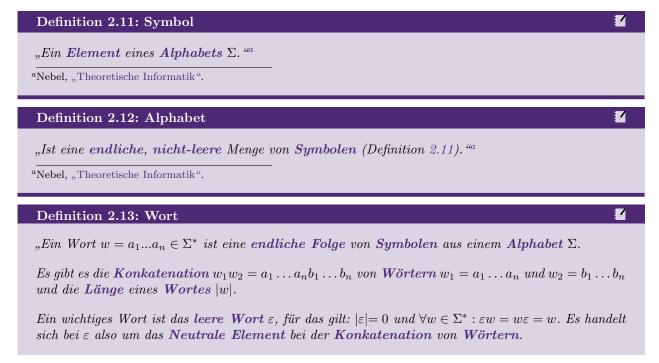
 $[^]b\mathrm{J}.$ Earley und Sturgis, "A formalism for translator interactions".



Abbildung 2.1: Horinzontale Übersetzungszwischenschritte zusammenfassen.

2.2 Formale Sprachen

Das Kompilieren eines Programmes hat viel mit dem Thema Formaler Sprachen (Definition 2.14) zu tun, da bereits das Kompilieren an sich das Übersetzen eines Programmes aus der Sprache L_1 in eine Sprache L_2 ist. Aus diesem Grund ist es wichtig die Grundlagen Formaler Sprachen vorher eingeführt zu haben, was die Begriffe Symbol (Definition 2.11), Alphabet (Definition 2.12) und Wort (Definition 2.13) beinhaltet.



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

^aNebel, "Theoretische Informatik".

Definition 2.14: Formale Sprache

"Menge von Wörtern (Definition 2.13) über dem Alphabet Σ (Definition 2.12). "a

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

^aNebel, "Theoretische Informatik".

Bei der Übersetzung eines Programmes von einer Sprache L_1 zur Sprache L_2 muss die Semantik (Definition 2.16) gleich bleiben. Beide Sprachen L_1 und L_2 haben eine Grammatik (Definition 2.17), welche diese beschreibt und können in verschiedenen Syntaxen (Definition 2.15) dargestellt sein.

Definition 2.15: Syntax



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

^aZ.B. die Konkrete (Definition 2.33) und Abstrakte Syntax (Definition 2.40), die später eingeführt werden.

 ${}^b\mathrm{Thiemann}$, "Einführung in die Programmierung".

 $^cSyntax.$

Definition 2.16: Semantik



Bezeichnet alles was mit der Bedeutung von Wörtern einer Formalen Sprache zu tun hat. ab

^aThiemann, "Einführung in die Programmierung".

 $^bSemantik.$

Definition 2.17: Formale Grammatik



"Beschreibt, wie Wörter einer Formalen Sprache abgeleitet werden können.

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

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

- N = Nicht-Terminalsymbole.
- $\Sigma = Terminal symbole$, wobei $N \cap \Sigma = \emptyset$.
- $P \triangleq Menge\ von\ Produktionsregeln\ w \to v,\ wobei\ w,v \in (N \cup \Sigma)^*\ und\ w \notin \Sigma^*.^{cd}$

• $S \triangleq Startsymbol$, wobei $S \in N$.

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

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

"Des Weiteren gibt es die von einer Grammatik erzeugte Sprache: $L(G) = \{w \in \Sigma^* \mid S \Rightarrow^* w\}$ "f.g."

Formale Sprachen lassen sich in Klassen der Chromsky Hierarchie (Definition 2.18) einteilen.

Definition 2.18: Chromsky Hierarchie



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

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

Zwischen den Sprachmengen benachbarter Klassen in Abbildung 2.18.1 besteht eine echte Teilmengenbeziehung: $L_3 \subset L_2 \subset L_1 \subset L_0$. bed

Formale Sprachen

Rekursiv Aufz. Sprachen (Klasse 0)

Kontextsensitive Sprachen (Klasse 1)

Kontextfreie Sprachen (Klasse 2)

Reguläre Sprachen (Klasse 3)

(2.18.1)

^aWeil mit ihnen terminiert wird.

 $^{{}^{}b}$ Kann auch als **Alphabet** bezeichnet werden.

^cw muss mindestens ein Nicht-Terminalsymbol enthalten.

^dBzw. $w, v \in C^*$ und $w \notin \Sigma^*$.

^eDie Grammatik des PicoC-Compilers lässt sich in eine Grammatik für die Lexikalische Analyse G_{Lex} und eine für die Syntaktische Analyse G_{Parse} unterteilen. Die gesamte Grammatik des PicoC-Compilers steht allerdings vereinigt in einer Datei.

^fDie Nicht-Terminlsymbole in w fallen dabei weg, weil $w \in \Sigma^*$

^gNebel, "Theoretische Informatik".

^aErzeugen meint hier, dass genau die Wörter der Sprache sich mit der Grammatik ableiten lassen, keines mehr oder weniger.

^bZ.B. ist jede Reguläre Sprache auch eine Kontextfreie Sprache, aber nicht jede Kontextfreie Sprache ist auch eine Reguläre Sprache.

^cNebel, "Theoretische Informatik".

 $^{^{}d} {\it Chomsky-Hierarchie}.$

Für diese Bachelorarbeit sind allerdings nur die Spracheklassen der Chromsky-Hierarchie relevant, die von Regulären (Definition 2.19) und Kontextfreien Grammatiken (Definition 2.20) bestimmt werden.

Definition 2.19: Reguläre Grammatik

Z

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

$$A \to cB, \qquad A \to c, \qquad A \to \varepsilon$$
 (2.19.1)

haben, wobei A, B Nicht-Terminalsymbole sind und c ein Terminalsymbol ist^{ab}."cd

- ^aDiese Definition einer Regulären Grammatik ist rechtsregulär, es ist auch möglich diese Definition linksregulär zu formulieren, aber diese Details sind für die Bachelorarbeit nicht relevant.
- ^bDadurch, dass die linke Seite immer nur ein Nicht-Terminalsymbol sein darf ist jede Reguläre Grammatik auch eine Kontextfrei Grammatik.
- ^cNebel, "Theoretische Informatik".
- d Reguläre Grammatik.

Definition 2.20: Kontextfreie Grammatik

Z

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

$$A \to v \tag{2.20.1}$$

haben, wobei A ein Nicht-Terminalsymbol ist und v ein beliebige Folge von Grammatiksymbolen ist." bc

- ^aAlso eine beliebige Folge von Nicht-Terminalsymbolen und Terminalsymbolen.
- ^bNebel, "Theoretische Informatik".
- ^cKontextfreie Grammatik.

Ob sich ein Programm überhaupt kompilieren lässt, entscheidet sich anhand des Wortproblems (Definition 2.21). In einem Compiler oder Interpreter ist das Wortproblem üblicherweise entscheidbar. Wenn das Programm ein Wort der Sprache ist, die der Compiler kompiliert, so klappt das Kompilieren, ist es kein Wort der Sprache, die der Compiler kompiliert, wird eine Fehlermeldung ausgegeben.

Definition 2.21: Wortproblem

Z

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

Das Wortproblem kann durch die folgende Indikatorfunktion^b zusammengefasst werden:^{cd}

$$\mathbb{1}_L: \Sigma^* \to \{0, 1\}, w \mapsto \begin{cases} 1 & falls \ w \in L \\ 0 & sonst \end{cases}$$
 (2.21.1)

2.2.1 Ableitungen

Jedes mit einen Compiler kompilierbare Programm kann mithilfe der Grammatik der Sprache des Compilers abgeleitet werden. Hierbei wird zwischen der 1-Schritt-Ableitungsrelation (Definition 2.22) und der normalen Ableitungsrelation (Definition 2.23) unterschieden.

^aBzw. "ja" oder "nein" usw., es muss nicht umgedingt 1 oder 0 sein.

^bAuch Charakteristische Funktion genannt.

^cNebel, "Theoretische Informatik".

^d Wortproblem (Berechenbarkeitstheorie).

Definition 2.22: 1-Schritt-Ableitungsrelation

/

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

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

^aNebel, "Theoretische Informatik".

Definition 2.23: Ableitungsrelation



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

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

 a Nebel, "Theoretische Informatik".

Beim Ableiten kann auf verschiedene Weisen vorgegangen werden. Dasselbe **Programm** kann z.B. über eine **Linksableitung** als auch eine **Rechtsableitung** (Definition 2.24) abgeleitet werden. Das ist später bei den verschiedenen **Ansätzen** für das **Parsen** eines Programmes in Unterkapitel 2.4 und bei den **Linksableitungen** im Unterkapitel 3.2.1 relevant.

Definition 2.24: Links- und Rechtsableitungableitung



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

Mit diesem Vorgehen kann man jedes ableitbare Wort generieren, denn dieses Vorgehen entspricht Tiefensuche von links-nach-rechts bzw. rechts-nach-links.^b

 a Bei Typ-1- und Typ-0-Grammatiken ist es statt einem Nicht-Terminalsymbol die linke Seite einer Produktion. b Nebel, "Theoretische Informatik".

Ob eine Grammatik mehrdeutig (Definition 2.26) ist, kann durch Betrachtung Formaler Ableitungsbäume (Definition 2.25) festgestellt werden. Formale Ableitungsbäume werden im Unterkapitel 2.4 nochmal relevant, da in der Syntaktischen Analyse Formale Ableitungsbäume (Definition 2.35) als eine compilerinterne Datenstruktur umgesetzt werden.

Definition 2.25: Formaler Ableitungsbaum



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

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

Den Knoten dieses Baumes sind Grammatiksymbole $C = N \cup \Sigma \cup \varepsilon$ (Definition 2.17) zugeordnet. Den Inneren Knoten des Baumes sind Nicht-Terminalsymbole N zugeordnet und den Blättern

sind entweder Terminalsymbole Σ oder das leere Wort ε zugeordnet.

In Abbildung 2.25.2 ist ein Beispiel für einen Formalen Ableitungsbaum zu sehen, der sich aus der Ableitung 2.25.1 nach der im Dialekt der Erweiterten Backus-Naur-Form des Lark Parsing Toolkit (Definition 3.4) angegebenen Grammatik $G = \langle N, \Sigma, P, add \rangle$ 2.1 ergibt.

NUM ADD_OP MUL OP	::=	•	L _ Lex
$\frac{mul}{add}$::=	mul MUL_OP NUM NU add ADD_OP mul mul	M L_Parse

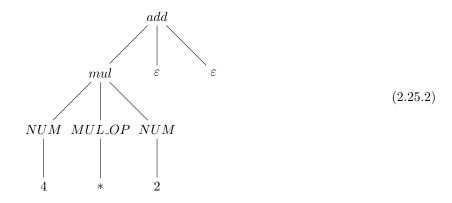
Grammatik 2.1: Grammatik für einen Ableitungsbaum in EBNF

Anmerkung Q

Werden die **Produktionen** einer Grammatik angegeben, wie in Grammatik 3.1.1, wird die Angabe dieser Produktionen auch oft als **Grammatik** bezeichnet, obwohl Grammatiken eigentlich durch ein Tupel $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$ dargestellt sind.

$$add \Rightarrow mul \Rightarrow mul \ MUL_OP \ NUM \Rightarrow NUM \ MUL_OP \ NUM \Rightarrow "4" "*" "2" (2.25.1)$$

Bei Ableitungsbäumen gibt es keine einheitliche Regelung, wie damit umgegangen wird, wenn die Alternativen einer Produktion unterschiedliche viele Nicht-Terminalsymbole enthalten. Es gibt einmal die Möglichkeit, wie im Ableitungsbaum 2.25.2 von der Maximalzahl auszugehen und beim Nicht-Erreichen der Maximalzahl entsprechend der Differenz zur Maximalzahl viele Blätter mit dem leeren Wort ε hinzuzufügen.

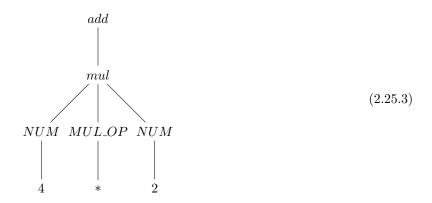


Eine andere Möglichkeit ist, wie im Ableitungsbaum 2.25.3, nur die in den gewählten Produktionen vorhandenen Nicht-Terminalsymbole als Kinder hinzuzufügen³.

^aZ.B. Programmcode.

 $[^]b$ Nebel, "Theoretische Informatik".

³Diese Option wurde beim **PicoC-Compiler** gewählt.



2.2.2 Präzedenz und Assoziativität

Für einen Compiler ist es notwendig, dass die Grammatik des Compilers keine Mehrdeutige Grammatik (Definition 2.26) ist, denn sonst können unter anderem die Assoziativität (Definition 2.27) und die Präzedenz (Definition 2.28) der verschiedenen Operatoren nicht gewährleistet werden, wie später in Unterkapitel 3.2.1 an einem Beispiel demonstriert wird. Ein Schema, um die Grammatiken zu definieren, die nicht mehrdeutig sind, wird in Unterkapitel 3.2.1 genauer erklärt.

Definition 2.26: Mehrdeutige Grammatik



"Eine Grammatik ist mehrdeutig, wenn es ein Wort $w \in L(G)$ gibt, das mehrere Ableitungsbäume zulässt "ab. cde"

- ^aFür die Bedeutung von L(G), siehe Definition 2.17.
- b Alternativ geht auch die Definition: "Wenn es für w mehrere unterschiedliche Linksableitungen gibt".
- ^cNebel, "Theoretische Informatik".
- d 2.1.7 Vorrangregeln und Assoziativität.
- $^e Mehr deutige\ Grammatik.$

Definition 2.27: Assoziativität



"Bestimmt, welcher Operator aus einer Reihe von Operatoren mit gleicher Präzedenz (Definition 2.28) zuerst ausgewertet wird."

Es wird zwischen linksassoziativen Operatoren, bei denen der linke Operator vor dem rechten Operator ausgewertet wird und rechtsassoziativen Operatoren, bei denen es genau anders rum ist unterschieden. ab

- ^aNystrom, Parsing Expressions · Crafting Interpreters.
- $^b 2.1.7 \ Vorrangregeln \ und \ Assoziativit \"{a}t.$

Bei Assoziativität ist z.B. der Multitplikationsoperator * ein Beispiel für einen linksassoziativen Operator und ein Zuweisungsoperator = ein Beispiel für einen rechtsassoziativen Operator. In Abbildung 2.2 ist ein Beispiel hierfür dargestellt, indem die resultierenden Auswertungsreihenfolgen mithilfe von Klammern () veranschaulicht sind.

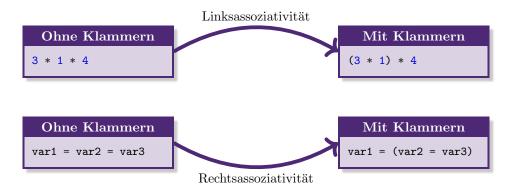
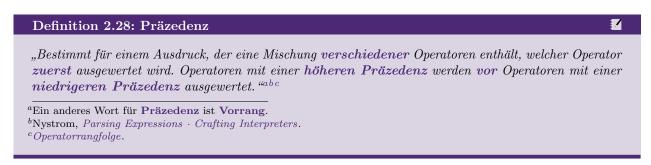


Abbildung 2.2: Veranschaulichung von Linksassoziativität und Rechtsassoziativität.



Die Mischung der Operatoren für Subtraktion '-' und für Multiplikation *, welche beide eine unterschiedliche Präzedenz haben, ist ein Beispiel für den Einfluss von Präzedenz. In Abbildung 2.3 ist ein Beispiel hierfür dargestellt, indem mithilfe der Klammern () die resultierende Auswertungsreihenfolge veranschaulicht ist. Im Beispiel in Abbildung 2.3 ist durch die beiden Subtraktionsoperatoren '-' nacheinander und den darauffolgenden Multitplikationsoperator *, sowohl Assoziativität als auch Präzedenz im Spiel.



Abbildung 2.3: Veranschaulichung von Präzedenz.

2.3 Lexikalische Analyse

Die Lexikalische Analyse bildet üblicherweise den ersten Filter innerhalb des Pipe-Filter Architekturpatterns (Definition 2.1) bei der Implementierung von Compilern. Die Aufgabe der Lexikalischen Analyse ist in einem ersten Schritt in einem Eingabewort⁴ Lexeme (Definition 2.29) zu finden, die mit einer Grammatik für die Lexikalische Analyse G_{Lex} abgeleitet werden können.



⁴Z.B. dem Inhalt einer Datei, welche in UTF-8 kodiert ist.

Diese Lexeme werden vom Lexer (Definition 2.31) im Eingabewort identifziert und Tokens (Definition 2.30) zugeordnet. Die Tokens sind es, die letztendlich an die Syntaktische Analyse weitergegeben werden.

Definition 2.30: Token

Z

Ist ein Tupel (T, V) mit einem Tokentyp T und einem Tokenwert V. Ein Tokentyp T kann hierbei als ein Überbegriff für eine möglicherweise unendliche Menge verschiedener Tokenwerte V verstanden werden^a.

^aZ.B. gibt es im PicoC-Compiler viele verschiedene Tokenwerte, wie z.B. 42, 314 oder 12, welche alle unter dem Tokentyp NUM, für Zahl zusammengefasst sind.

Definition 2.31: Lexer (bzw. Scanner oder auch Tokenizer)

Z

Ein Lexer ist eine Totale Funktion^a: lex: $\Sigma^* \to (T \times V)^*, w \mapsto (t_1, v_1) \dots (t_n, v_n)$, welche ein Eingabewort^b $w \in \Sigma^*$ auf eine endliche Folge von Tokens $(t_1, v_n) \dots (t_n, v_n) \in (T \times V)^*$ abbildet.

Die Definitionsmenge der Totalen Funktion lex erlaubt nur Wörter, die sich mit der Grammatik für die Lexikalische Analyse G_{Lex} ableiten lassen. cd

Ist das Abbilden eines Eingabeworts w auf eine Folge von Tokens $(t_1, v_n) \dots (t_n, v_n)$ nicht möglich, da das Eingabewort Teilwörter enthält, die sich nicht mit der Grammatik für Lexikalische Analyse G_{Lex} ableiten lassen, so wird in diesem Fall eine Fehlermeldung (Definition 2.53) ausgegeben.

Anmerkung 9

Um Verwirrung vorzubeugen ist es wichtig die kontextabhängigen unterschiedliche Bedeutungen des Wortes Symbol hervorzuheben:

Wenn von Symbolen die Rede ist, so werden in der Lexikalischen Analyse, der Syntaktischen Analyse und der Code Generierung unterschiedliche Konzepte als Symbole bezeichnet.

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

In der Syntaktischen Analyse sind die Tokentypen die Symbole.

In der Code Generierung sind die Bezeichner (Definition 5.1) von Variablen, Konstanten und Funktionen die Symbole^a.

^aDas ist der Grund, warum in Kapitel 3 die Tabelle, in der Informationen zu Bezeichnern gespeichert werden, Symboltabelle genannt wird.

Eine weitere Aufgabe der Lexikalischen Analyse ist es jegliche für die Syntaktische Analyse unwichtigen Symbole, wie Leerzeichen $_{-}$, Newline \n^5 und Tabs \t aus dem Eingabewort w herauszufiltern. Das geschieht im Lexer, indem dieser für alle unwichtigen Symbole bzw. Folgen von Symbolen⁶ kein Token in der Folge von Tokens $(t_1, v_n) \dots (t_n, v_n)$ vorsieht.

^aAlternativ könnte man die Funktion 1ex auch als Partielle Funktion definieren, aber das würde zum Ausdruck bringen, dass der Lexer bei einem Eingabewort, das sich nicht mit der Grammatik für die Lexikalische Analyse G_{Lex} ableiten lässt trotzdem durchchläuft. Die Funktion lex als Totale Funktion zu definieren drückt eher aus, dass ein Eingabewort, das nicht in der Definitionsmenge liegt zu einer Fehlermeldung führt.

^bZ.B. Quellcode eines Eingabeprogramms.

^cThiemann, "Compilerbau".

 $[^]d$ Lexical analysis.

⁵In Unix Systemen wird für Newline das ASCII Symbol line feed, in Windows hingegen die ASCII Symbole carriage return und line feed nacheinander verwendet. Das wird aber meist durch die verwendete Porgrammiersprache, die man zur Inplementierung des Lexers nutzt wegabstrahiert.

⁶Bzw. Teilwörter des Eingabeworts.

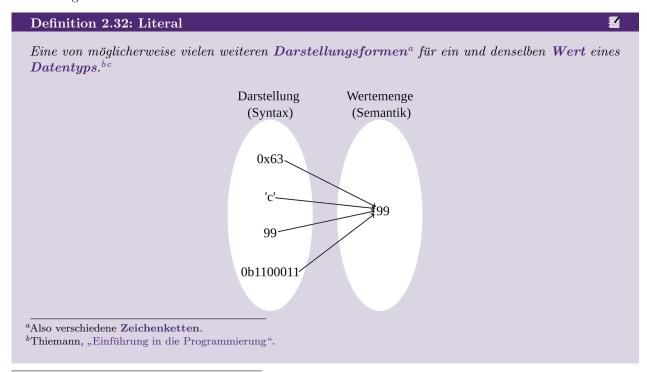
Der Grund, warum nicht einfach nur Lexeme an die Syntaktische Analyse weitergegeben werden und der Grund für die Aufteilung von Tokens in Tokentyp T und Tokenwert V, ist, weil z.B. die Bezeichner von Variablen, Konstanten und Funktionen und auch Zahlen beliebige Folgen von Symbolen sein können. Später in der Syntaktischen Analyse in Unterkapitel 2.4 ist es nur relevant, ob an einer bestimmten Stelle ein bestimmter Tokentyp T, z.B. eine Zahl NUM steht und der Tokenwert V ist erst wieder in der Code Generierung in Unterkapitel 2.5 relevant.

Wie es in Tabelle 2.1 zu sehen ist, gibt es für verschiedene Bezeichner, wie z.B. my_fun, my_var oder my_const und verschiedene Zahlen, wie z.B. 42, 314 oder 12 passende Tokentypen NAME und NUM^{7 8}, die einen Überbegriff darstellen. Für Lexeme, wie if oder } sind die Tokentypen dagegen genau die Bezeichnungen, die man diesen beiden Folgen von Symbolen geben würde, nämlich IF und RBRACE.

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

Tabelle 2.1: Beispiele für Lexeme und ihre entsprechenden Tokens.

Ein Lexeme ist nicht immer das gleiche, wie der Tokenwert V, denn wie in Tabelle 2.1 zu sehen ist, kann z.B. im Fall von L_{PicoC} der Tokenwert 99 durch zwei verschiedene Literale (Definition 2.32) dargestellt werden. Einmal kann der Tokenwert 99 als ASCII-Zeichen 'c' dargestellt werden, das dann als Tokenwert den entsprechenden Index in der ASCII-Tabelle erhält, nämlich 99 und des Weiteren auch in Dezimalschreibweise als 99⁹. Der Tokenwert ist der letztendlich verwendete Wert an sich, unabhängig von der Darstellungsform.



⁷Bzw. wenn man sich nicht Kurzformen sucht, wären IDENTIFIER und NUMBER die passenden Bezeichnungen.

⁸Die Bezeichnungen der Tokentypen wurden im PicoC-Compiler so gewählt, da man beim Programmieren möglichst kurze und leicht verständliche Bezeichner haben will, damit unter anderem auch mehr Code in eine Zeile passt.

 $^{^9}$ Die Programmiersprache L_{Python} erlaubt es z.B. den Wert 99 auch mit den Literalen 0b1100011 und 0x63 darzustellen.

 $^{c}Literal.$

Die Grammatik für die Lexikalische Analyse G_{Lex} ist üblicherweise regulär, da ein typischer Lexer immer nur ein Symbol vorausschaut¹⁰ und sich nichts merkt, also unabhängig davon, was für Symbole und wie oft bestimmte Symbole davor aufgetaucht sind funktioniert.

Der Grund, weshalb ein Lexer relativ unkompliziert zu implementieren ist, ist weil dieser nur Lexeme erkennen muss, welche durch eine Reguläre Grammatik beschrieben sind. Parser, welche im nächsten Unterkapitel 2.4 erklärt werden, sind dagegen deutlich komplexer zu implementieren, da diese bei den meisten Programmiersprachen eine Kontextfreie Grammatik umsetzen müssen¹¹.

Anmerkung Q

Auch für den PicoC-Compiler lässt sich aus der im Dialekt der Backus-Naur-Form des Lark Parsing Toolkit (Definition 3.4) spezifizierten Grammatik für die Lexikalische Analyse $3.1.1 \, G_{PicoC_Lex}$ schlussfolgern, dass diese Grammatik eine Reguläre Grammatik ist, da alle ihre Produktionen die Definition 2.19 einer Regulären Grammatik erfüllen.

Produktionen mit Alternative, wie z.B. $DIG_WITH_0 := "0" \mid DIG_NO_0$ in Grammatik 3.1.1 sind unproblematisch, denn sie können immer auch als $\{DIG_WITH_0 := "0", DIG_WITH_0 ::= DIG_NO_0\}$ umgeschrieben werden und z.B. DIG_WITH_0*, (LETTER | DIG_WITH_0 | "_")+ und "_"."~" in Grammatik 3.1.1 können alle zu Alternativen umgeschrieben werden, wie es in Definition 3.4 gezeigt wird und diese Alternativen können wie gerade gezeigt umgeformt werden, um ebenfalls regulär zu sein. Somit existiert mit der Grammatik 3.1.1 eine Reguläre Grammatik, welche die Sprache L_{PicoC_Lex} beschreibt und damit ist die Sprache L_{PicoC_Lex} nach der Chromsky Hierarchie (Definition 2.18) regulär.

Um eine Gesamtübersicht über die Lexikalische Analyse zu geben, ist in Abbildung 2.4 die Lexikalische Analyse an einem Beispiel veranschaulicht.

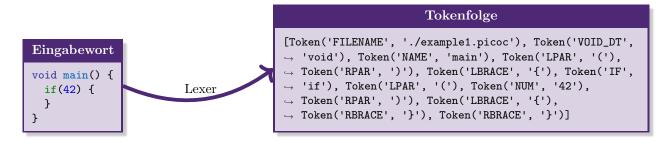


Abbildung 2.4: Veranschaulichung der Lexikalischen Analyse.

Anmerkung Q

Das Symbol \hookrightarrow zeigt in Codebeispielen einen Zeilenumbruch an, wenn eine Zeile zu lang ist.

¹⁰ Man nennt das auch einem Lookahead von 1.

¹¹Hierzu kann z.B. der Earley Erkenner in Definition 5.11 im Appendix als Beispiel genannt werden, der ein Bestandteil eines Earley Parsers (Definition 3.6) ist und bereits deutlich komplexer ist als ein typischer Lexer.

2.4 Syntaktische Analyse

In der Syntaktischen Analyse ist für einige Sprachen eine Kontextfreie Grammatik G_{Parse} notwendig, um diese Sprachen zu beschreiben, da viele Programmiersprachen z.B. für Funktionsaufrufe fun(arg) und Codeblöcke if(1){} syntaktische Mittel verwenden, die es notwendig machen sich zu merken, wieviele öffnende runde Klammern (bzw. öffnende geschweifte Klammern { es zu einem bestimmten Zeitpunkt gibt, die noch nicht durch eine entsprechende schließende runde Klammer) bzw. schließende geschweifte Klammer } geschlossen wurden. Diese syntaktischen Mittel lassen sich nicht mehr mit einer Regulären Grammatik (Definition 2.19) beschreiben, sondern es braucht eine Kontextfreie Grammatik (Definition 2.20) hierfür, die es erlaubt zwischen zwei Terminalsymbolen ein Nicht-Terminalsymbol abzuleiten.

Anmerkung 9

Für den PicoC-Compiler lässt sich aus der im Dialekt der Backus-Naur-Form des Lark Parsing Toolkit (Definition 3.4) spezifizierten Grammatik für die Syntaktische Analyse 3.2.8 G_{PicoC_Parse} schlussfolgern, dass diese eine Kontextfreie Grammatik, aber keine Reguläre Grammatik ist, da alle ihre Produktionen die Definition 2.20 einer Kontextfreien Grammatik erfüllen, aber nicht die Definition 2.19 einer Regulären Grammatik.

Es lässt sich sehr leicht erkennen, dass die Grammatik 3.2.8 eine Kontextfreie Grammatik ist, da alle Produktionen auf der linken Seite des ::=-Symbols immer nur ein einzelnes Nicht-Terminalsymbol haben und sich auf der rechten Seite eine beliebige Folge von Grammatiksymbolen^a befindet.

Es lässt sich wiederum sehr einfach erkennen, dass die Grammatik 3.2.8 keine Reguläre Grammatik ist, denn z.B. bei der Produktion $if_stmt := "if""("logic_or")" exec_part$ ist das Nicht-Terminalsymbol $logic_or$ von den Terminalsymbolen für eine öffnende Klammer { und eine schließende Klammer } eingeschlossen, was mit einer Regulären Grammatik nicht ausgedrückt werden kann.

Somit existiert mit der Grammatik 3.2.8 eine Kontextfreie Grammatik, die allerdings keine Reguläre Grammatik ist, welche die Sprache L_{PicoC_Parse} beschreibt. Hierdurch ist die Sprache L_{PicoC_Parse} nach der Chromsky Hierarchie (Definition 2.18) kontextfrei, aber nicht regulär.

^aAlso eine beliebige Folge von Nicht-Terminalsymbolen und Terminalsymbolen.

Die Syntax, in welcher ein Programm vor dem kompilieren in einer Textdatei aufgeschrieben ist, wird auch als Konkrete Syntax (Definition 2.33) bezeichnet. In einem Zwischenschritt, dem Parsen, wird aus diesem Programm mithilfe eines Parsers (Definition 2.36) ein Ableitungsbaum (Definition 2.35) generiert, der als Zwischenstufe hin zum einem Abstrakten Syntaxbaum (Definition 2.42) dient. Beim Compilerbau ist es förderlich kleinschrittig vorzugehen, deshalb erst die Generierung des Ableitungsbaumes und dann erst des Abstrakten Syntaxbaumes.

Definition 2.33: Konkrete Syntax

Z

Bezeichnet alles, was mit dem Aufbau von Wörtern^a zu tun hat, die nach einer Konkreten Grammatik $G_{Lex} \uplus G_{Parse}$ (Definition 2.34) abgeleitet wurden.

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

Ein Programm, wie es in einer Textdatei nach der Konkreten Grammatik^d abgeleitet steht, bevor man es kompiliert, ist in Konkreter Syntax aufgeschrieben.^e

Um einen kurzen Begriff für die Grammatik zu haben, welche die Konkrete Syntax einer Sprache beschreibt, wird diese im Folgenden als Konkrete Grammatik (Definition 2.34) bezeichnet.

Definition 2.34: Konkrete Grammatik



Grammatik, welche die Konkrete Syntax einer Sprache beschreibt und die Grammatiken G_{Lex} und G_{Parse} miteinander vereinigt: $G_{Lex} \uplus G_{Parse}^{a}$.

^aVereinigungsgrammatik, wie in Definition 2.17 erklärt.

Definition 2.35: Ableitungsbaum (bzw. Konkreter Syntaxbaum, engl. Derivation Tree)

Compilerinterne Datenstruktur für den Formalen Ableitungsbaum (Definition 2.25) eines in Konkreter Syntax geschriebenen Programmes.

Die Blätter, die beim Formalen Ableitungsbaum das leere Wort ε oder Terminalsymbole Σ einer Konkreten Grammatik $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$ sein können, sind in dieser Datenstruktur Tokens (T, W) und die Inneren Knoten entsprechen weiterhin Nicht-Terminalsymbolen N einer Konkreten Grammatik $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$. In dieser Datenstruktur wird allerdings nur der Teil eines Formalen Ableitungsbaumes dargestellt, der den Ableitungen einer Grammatik G_{Parse} entspricht. Die Tokens sind in der Syntaktischen Analyse ein atomarer Grundbaustein^a, daher sind die Ableitungen der Grammatik G_{Lex} uninteressant.^b

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

Definition 2.36: Parser



Ein Parser ist ein Programm, dass aus einem Eingabewort^a, welches in Konkreter Syntax geschrieben ist eine compilerinterne Datenstruktur, den Ableitungsbaum generiert^b. Dies wird auch als Parsen bezeichnet.^{cd}

Anmerkung Q

In Bezug auf Compilerbau ist ein Lexer ein Teil eines Parsers und ist auschließlich für die Lexikalische Analyse verantwortlich. In einem alltäglicheren Szenario entspricht lexen z.B. bei einem Wanderausflug dem Nachschlagen in einem Insektenlexikon und dem Aufschreiben, welcher Insektenart man in welcher

^aBzw. Programmen.

 $^{{}^}b$ Vor allem bei **Programmiersprachen**.

^cWenn ein Programm z.B. nicht deklarierte Variablen hat und aufgrund dessen nicht kompiliert werden kann, hält dieses die gesamte Syntax nicht ein, kann allerdings so nach einer Konkreten Grammatik abgeleitet werden. Solche Details werden üblicherweise nicht in eine Konkrete Grammatik mitaufgenommen.

^dVereinigungsgrammatik, wie in Definition 2.17 erklärt.

^eG. Siek, Essentials of Compilation.

^aNicht mehr weiter teilbar.

^bJSON parser - Tutorial — Lark documentation.

 $[^]a\mathrm{Z.B.}$ ein **Programm** in einer **Textdatei**.

^bEs gibt allerdings auch alternative Definitionen, denen nach ein Parser ein Programm ist, dass ein Eingabewort von Konkreter Syntax in Abstrakte Syntax übersetzt. Im Folgenden wird allerdings die hiesige Definition 2.36 verwendet. ^cJSON parser - Tutorial — Lark documentation.

 $[^]dParser.$

Reihenfolge begegnet ist, mit jeweils einem Bild des konkreten Exemplars, dem man begegnet ist. Zudem kann man bestimmte Sehenswürdigkeiten, an denen man während des Ausflugs vorbeikommt ebenfalls festhalten, da es eine Rolle spielen kann in welchem örtlichen Kontext man den Insekten begegnet ist a .

Der Parser vereinigt sowohl die Lexikalische Analyse, als auch einen Teil der Syntaktischen Analyse in sich und entspricht, um auf das gerade angefangene Beispiel zurückzukommen, dem Weiterverarbeiten der Beziehungen zwischen den Insektenbegegnungen unter Berücksichtigung des örtlichen Kontexts^b in eine taugliche Form^c.

In der Weiterverarbeitung könnte ein Interpreter die in eine taugliche Form gebrachten Daten interpretieren und daraus bestimmte Schlüsse ziehen und ein Compiler könnte die Daten vielleicht in eine für Menschen leichter verständliche Sprache kompilieren d .

Die vom Lexer aus dem Eingabewort generierten Tokens werden in der Syntaktischen Analyse vom Parser als Wegweiser verwendet, da je nachdem, in welchem Kontext bestimmte Tokens (T, V) mit einem bestimmten Tokentyp T auftauchen, dies einer anderen Ableitung in der Grammatik G_{Parse} entspricht, die zum Parsen eines Eingabeworts notwendig ist. Dabei wird in der Konkreten Grammatik G_{Parse} nach Tokentypen unterschieden und nicht nach Tokenwerten, da es nur von Interesse ist, ob an einer bestimmten Stelle z.B. eine Zahl steht und nicht, welchen konkreten Wert diese Zahl hat. Der Tokenwert ist erst später in der Code Generierung wieder relevant.

Ein Parser ist genauergesagt ein erweiterter Erkenner (Definition 2.37), denn ein Parser löst das Wortproblem (Definition 2.21) für die Sprache, in welcher das Programm, welches kompiliert werden soll geschrieben ist und konstruiert parallel dazu oder im Nachgang aus den Informationen, die während der Ausführung des Erkennungsalgorithmus¹² gesammelt wurden den Ableitungsbaum.

Definition 2.37: Erkenner (bzw. engl. Recognizer)

Z

Entspricht in seiner Funktion einem Kellerautomaten^a, in dem Wörter bestimmter Kontextfreier Sprachen erkannt werden.

Es ist ein Algorithmus, der erkennt, ob ein Eingabewort sich mit der Konkreten Grammatik einer Sprache ableiten lässt. Der Algorithmus überprüft also, ob das Eingabewort Teil der Sprache ist, die von der Konkreten Grammatik beschrieben wird oder nicht. Ein Erkenner löst folglich das Wortproblem (Definition 2.21). bc

Anmerkung Q

Für das Parsen gibt es grundsätzlich drei geläufige Ansätze, die unterschieden werden:

 Top-Down Parsing: Der Algorithmus arbeitet von oben-nach-unten, also anschaulich von der Wurzel zu den Blättern eines im Nachhinein oder parallel dazu generierten Ableitungsbaumes.
 Dementsprechend fängt der Algorithmus mit dem Startsymbol einer Konkreten Grammatik

 $[^]a\mathrm{Das}$ würde z.B. der Rolle eines Semikolon ; in der Sprache L_{PicoC} entsprechen.

^bDas entspricht z.B. Semikolons ;, die vorhin bereits als Beispiel genannt wurden.

^cZ.B. gibt es bestimmte Wechselbeziehungen zwischen Insekten, Insekten beinflussen sich gegenseitig und ihre Umwelt.

^dNormalerweise kompiliert man in eine für die CPU verständliche Sprache.

^aAutomat mit dem Kontextfreie Grammatiken erkannt werden.

 $^{{}^}b{\rm Thiemann},$ "Compilerbau".

 $[^]c Recognizer.\\$

¹²Bzw. engl. recognition algorithm.

an und wendet in jedem Schritt eine Linksableitung auf die Nicht-Terminalsymbole an, bis man die Folge von Terminalsymbolen hat, die sich zum gewünschten Eingabewort abgeleitet hat oder sich herausstellt, dass dieses nicht abgeleitet werden kann.^a

Der Grund, warum Linksableitungen verwendet werden und nicht z.B. Rechtsableitungen, ist, weil versucht wird das Eingabewort von links nach rechts mithilfe von Terminalsymbolen aus Ableitungen nachzubilden. Das passt gut damit zusammen, dass durch die Linksableitung die Terminalsymbole von links-nach-rechts erzeugt werden.

Welche der Produktionen für ein Nicht-Terminalsymbol angewandt wird, wenn es mehrere Alternativen gibt, wird entweder durch Backtracking oder durch Vorausschauen entschieden. Eine sehr einfach zu implementierende Technik für Top-Down Parser ist hierbei der Rekursive Abstieg (Definition 5.8). Für diese Methode muss allerdings, wenn die Konkrete Grammatik eine Linksrekursive Grammatik (Definition 5.9) ist, diese umgeformt werden, um jegliche Linksrekursion aus dieser zu entfernen, da diese sonst zu unendlicher Rekursion führt.

Rekursiver Abstieg kann mit Backtracking verbunden werden, um auch Konkrete Grammatiken parsen zu können, die nicht LL(k) (Definition 5.10) sind. Dabei werden meist nach dem Prinzip der Tiefensuche alle Produktionen für ein Nicht-Terminalsymbol solange durchgegangen, bis das gewünschte Eingabewort abgeleitet ist oder alle Alternativen für das momentane Nicht-Terminalsymbol abgesucht sind. Das wird solange durchgeführt, bis man wieder beim Startsymbol angekommen ist und da auch alle Alternativen abgesucht sind. Dies bedeutet dann, dass das Eingabewort sich nicht mit der verwendeten Konkreten Grammatik ableiten lässt.^b

Wenn man eine LL(k)-Grammatik hat, ist Backtracking nicht notwendig und es reicht einfach nur immer k Tokens im Eingabewort vorauszuschauen^c. Mehrdeutige Grammatiken sind dadurch ausgeschlossen, weil LL(k) keine Mehrdeutigkeit zulässt.^d

- Bottom-Up Parsing: Es wird mit dem Eingabewort gestartet und versucht Rechtsableitungen entsprechend der Produktionen einer Konkreten Grammatik rückwärts anzuwenden, bis man beim Startsymbol landet.^e
- Chart Parsing: Es wird Dynamische Programmierung verwendet, indem partielle Zwischenergebnisse in einer Tabelle^f gespeichert werden und wiederverwendet werden können. Das macht das Parsen Kontextfreier Grammatiken effizienter, sodass es nur noch polynomielle Zeit braucht, da Backtracking nicht mehr notwendig ist. Chart Parser können dabei top-down oder bottom-up Ansätze umsetzen^g ^h.

Ein Abstrakter Syntaxbaum (Definition 2.42) wird durch einen Transformer (Definition 2.38) und Visitors (Definition 2.39) mithilfe eines Ableitungsbaumes generiert und ist das Endprodukt der Syntaktischen Analyse, welches an die Code Generierung weitergegeben wird. Wenn man die gesamte Syntaktische Analyse betrachtet, so übersetzt diese ein Programm von der Konkreten Syntax in die

^a What is Top-Down Parsing?

^bDiese Methode des Parsens wurde im PicoC-Compiler implementiert, als dieser noch auf dem Stand des Bachelorprojektes war, bevor er durch den nicht selbst implementierten Earley Parser von Lark (siehe Webseite Lark - a parsing toolkit for Python) ersetzt wurde.

^cDas wird auch als **Lookahead** von k bezeichnet.

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

^eWhat is Bottom-up Parsing?

^fBzw. einem Chart.

^gDa die Implementierung von Chart Parsern fundamental anders ist als bei Top-Down und Bottom-Up Parsern, wird diese Kategorie von Parsern nochmal speziell unterschieden und nicht gesagt, es sei ein Top-Down Parser oder Bottom-Up Parser, der Dynamische Programmierung verwendet.

 $[^]h$ Der Earley Parser von Lark, welchen der PicoC-Compiler verwendet, fällt unter diese Kategorie.

Abstrakte Syntax (Definition 2.40).

Definition 2.38: Transformer

/

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

^aZur Erinnerung: In der Informatik wachsen Bäume von oben-nach-unten, von der Wurzel zur den Blättern.

Definition 2.39: Visitor

Z

Ein Programm, das von unten-nach-oben^a, nach dem Prinzip der Breitensuche alle Knoten des Ableitungsbaumes besucht. Beim Antreffen eines bestimmten Knoten des Ableitungsbaumes manipuliert oder tauscht es diesen in-place mit anderen Knoten, um den Ableitungbaum für die weitere Verarbeitung durch z.B. einen Transformer zu vereinfachen^b.^c

^aZur Erinnerung: In der Informatik wachsen Bäume von oben-nach-unten, von der Wurzel zur den Blättern.

Definition 2.40: Abstrakte Syntax



Bezeichnet alles, was mit dem Aufbau von Abstrakten Syntaxbäumen zu tun hat.

Ein Abstrakter Syntaxbaum, der zur Kompilierung eines Eingabewortes^a generiert wurde, befindet sich in Abstrakter Syntax.^b

^aZ.B. ein Programm in einer Textdatei.

Um einen kurzen Begriff für die Grammatik zu haben, welche die Abstrakte Syntax einer Sprache beschreibt, wird diese im Folgenden als Abstrakte Grammatik (Definition 2.41) bezeichnet.

Definition 2.41: Abstrakte Grammatik

Z

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

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

Definition 2.42: Abstrakter Syntaxbaum (bzw. engl. Abstract Syntax Tree, kurz AST)

Ist eine compilerinterne Datenstruktur, welche eine Abstraktion eines Ableitungsbaumes darstellt. In den Aufbau des Abstrakten Syntaxbaumes ist das Erfordernis eines leichten Zugriffs und einer leichten Weiterverarbeitbarkeit eingeflossen ist. Bei der Betrachtung eines Knoten, der zusammen mit seinen Kinderknoten für einen Teil eines Eingabewortes^a steht, soll man möglichst

 $[^]b$ Transformers & Visitors — Lark documentation.

^bKann theoretisch auch zur Konstruktion eines Abstrakten Syntaxbaumes verwendet werden, wenn z.B. eine externe Klasse verwendet wird, welches für die Konstruktion des Abstrakten Syntaxbaumes verantwortlich ist. Aber dafür ist ein Transformer besser geeignet.

 $[^]c$ Transformers $\, {\it \& Visitors} - Lark \, documentation.$

^bG. Siek, Essentials of Compilation.

schnell die Fragen beantworten können, welche Funktionalität der Sprache dieser umsetzt, welche Bestandteile er hat und welche Funktionalität der Sprache diese Bestandteile umsetzen usw.

Die Knoten des Abstrakten Syntaxbaumes enthalten dabei verschiedene Attribute, welche wichtige Informationen für den Kompiliervorgang und Fehlermeldungen enthalten.^b

^aZ.B. ein Programm in einer Textdatei.

^bG. Siek, Essentials of Compilation.

Anmerkung Q

In dieser Bachelorarbeit wird häufig von "der Abstrakten Syntax", "der Abstrakten Grammatik" bzw. "dem Abstrakten Syntaxbaum einer Sprache L" gesprochen. Gemeint ist hier mit der Sprache L nicht die Sprache, welche durch die Abstrakte Grammatik" erzeugt wird. Es ist damit immer die Sprache gemeint, die kompiliert werden soll^b und zu deren Zweck der Abstrakte Syntaxbaum überhaupt konstruiert bzw. die Abstrakte Grammatik überhaupt definiert wird. Für die tatsächliche Sprache, die durch die Abstrakte Grammatik beschrieben wird, interessiert man sich nie wirklich explizit. Die Sprache L besitzt eine Konkrete und eine Abstrakte Syntax mit entsprechenden Grammatiken und Bäumen, die man zu beiden definieren bzw. ableiten c kann. Diese Konvention wurde aus dem Buch G. Siek, Essentials of Compilation übernommen.

 a Nach welcher der Abstrakte Syntaxbaum konstruiert ist.

Im Abstrakten Syntaxbaum können theoretisch auch die Tokens aus der Lexikalischen Analyse weiterverwendet werden, allerdings ist dies nicht empfehlenswert. Es ist zum empfehlen die Tokens durch eigene entsprechende Knoten zu ersetzen, damit der Zugriff auf Knoten des Abstrakten Syntaxbaumes immer einheitlich erfolgen kann und auch, da manche Tokentypen noch nicht optimal benannt sind.

In z.B. der Sprache L_{PicoC} werden manche Symbole mehrfach verwendet, wie z.B. das Symbol '-', welches für die binäre Subtraktionsoperation als auch die unäre Minusoperation verwendet wurde. Der verwendete Tokentyp dieses Symbols lautet beim PicoC-Compiler SUB_MINUS. Da in der Syntaktischen Analyse beide Operationen nur in bestimmten Kontexten vorkommen, lassen sie sich unterscheiden und dementsprechend können für beide Operationen jeweils zwei unterschiedlich benannte Knoten erstellt werden. Im Fall des PicoC-Compilers sind es die Knoten Sub() und Minus().

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

Die Abstrakte Grammatik nach der ein Abstrakter Syntaxbaum konstruiert ist, wird optimalerweise immer so definiert, dass der Abstrakte Syntaxbaum in den darauffolgenden Verarbeitungsschritten¹³ möglichst einfach weiterverarbeitet werden kann.

Auf der linken Seite in Abbildung 2.5 wird das Beispiel 2.25.3 aus Unterkapitel 2.2.1 fortgeführt. Dieses Beispiel stellt die Ableitung des Arithmetischen Ausdruck 4 * 2 nach der Konkreten Grammatik 2.2¹⁴ in einem Ableitungsbaum dar. Die Konkrete Grammatik 2.2 berücksichtigt die höhere Präzedenz der Multipikation *. Allerdings handelt es sich bei diesem Ableitungsbaum nicht um einen Formalen Ableitungsbaum, sondern um eine compilerinterne Datenstruktur für einen solchen¹⁵. Die Blätter

^bBzw. es ist die Sprache, welche durch die Konkrete Grammatik beschrieben wird.

^cBzw. konstruieren beim Abstrakten Syntaxbaum.

¹³Den verschiedenen Passes.

¹⁴Die Konkrete Grammatik ist hierbei im Dialekt der Erweiterter Backus-Naur-Form des Lark Parsing Toolkit (Definition 3.4) angegeben.

¹⁵Die Baumdarstellung wird nur zur Veranschaulichung genutzt.

sind dementsprechend Tokens, die mithilfe der Grammatik L_{Lex} generiert wurden. Der Ableitungsbaum beschränkt sich somit auf den Teil der Ableitung, der sich aus der Grammatik L_{Parse} ergibt.

Auf der rechten Seite in Abbildung 2.5 wird der Ableitungsbaum zu einem Abstrakten Syntaxbaum abstrahiert, der nach der Abstrakten Grammatik 2.3 konstruiert ist. In der Abstrakten Grammatik 2.3 sind jegliche Produktionen wegabstrahiert, die in der Konkreten Grammatik 2.2 den Zweck erfüllen die Präzidenz umzusetzen und mehrdeutig zu verhindern. Aus diesem Grund gibt es nur noch einen allgemeinen Knoten für binäre Operationen $BinOp(\langle exp \rangle, \langle bin_op \rangle, \langle exp \rangle)$.

NUM	::=	"4" "2"	L _ Lex
ADD_OP	::=	"+"	
MUL_OP	::=	"*"	
\overline{mul}	::=	$mul\ MUL_OP\ NUM\ \ NUM$	L_Parse
add	::=	$add\ ADD_OP\ mul\ \ mul$	

Grammatik 2.2: Produktionen für Ableitungsbaum in EBNF

Grammatik 2.3: Produktionen für Abstrakten Syntaxbaum in ASF

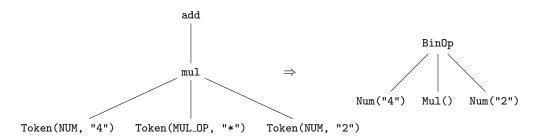


Abbildung 2.5: Veranschaulichung des Unterschieds zwischen Ableitungsbaum und Abstraktem Syntaxbaum.

Die Baumdatenstruktur des Ableitungsbaumes erfüllt den Zweck, dass sich aus dieser durch Iteration über diese besonders einfach ein Abstrakter Syntaxbaum konstruieren lässt, da auf diese Weise der Ableitungsbaum und Abstrakte Syntaxbaum, beide durch eine Baumdatenstruktur umgesetzt sind¹⁶. Beim Abstrakten Syntaxbaum ermöglicht die Baumdatenstruktur es die Operationen, die bei einem Compiler bzw. einem Interpreter bei der Weiterverarbeitung auszuführen sind, möglichst effizient auszuführen und auf unkomplizierte Weise direkt zu erkennen, welche auszuführen sind.

Um eine Gesamtübersicht über die Syntaktische Analyse zu geben, sind in Abbildung 2.7 die einzelnen Zwischenschritte von den Tokens der Lexikalischen Analyse zum Abstrakten Syntaxbaum anhand des fortgeführten Beispiels aus Abbildung 2.4 und Unterkapitel 2.3 veranschaulicht. In Abbildung 2.7 werden die Darstellungen des Ableitungsbaumes und des Abstrakten Syntaxbaumes verwendet, wie sie vom PicoC-Compiler ausgegeben werden.

In der Darstellung von Bäumen beim PicoC-Compiler, stellen die verschiedenen Einrückungen die verschiedenen Ebenen dieser Bäume dar. Kanten gibt es keine, diese müssen sich zwischen den Knoten dazugedacht werden. Diese dazuzudenkenden Kanten bestehen immer zwischen einem Knoten und den

¹⁶Und zwischen gleichen Datenstrukturen ist es einfacher ineinander umzuformen.

darauffolgenden Knoten, die um eine Ebene eingerückt sind, bis vor den nächsten Knoten mit der selben Einrückung. Diese Bäume wachsen von links-nach-rechts, von der Wurzel zu den Blättern. In Abbildung 2.6 ist zur Veranschaulichung an einem Beispielbaum dargestellt, wie dieser in der Darstellung des PicoC-Compilers aussieht.

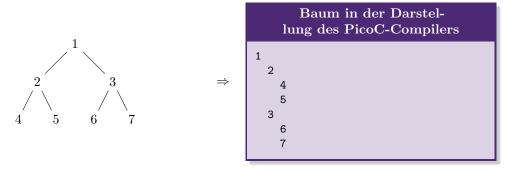


Abbildung 2.6: Veranschaulichung eines Baumes in der Darstellung des PicoC-Compilers.

Abstrakter Syntaxbaum File Name './example1.ast', FunDef VoidType 'void', Tokenfolge Name 'main', [], [Token('FILENAME', './example1.picoc'), Token('VOID_DT', Ε → 'void'), Token('NAME', 'main'), Token('LPAR', '('), Ιf → Token('RPAR', ')'), Token('LBRACE', '{'), Token('IF', Num '42', $_{\hookrightarrow}$ 'if'), Token('LPAR', '('), Token('NUM', '42'), → Token('RPAR', ')'), Token('LBRACE', '{'),] → Token('RBRACE', '}'), Token('RBRACE', '}')]] Parser Visitors und Transformer Ableitungsbaum file ./example1.dt decls_defs decl_def fun_def type_spec prim_dt void pntr_deg name main fun_params decl_exec_stmts exec_part exec_direct_stmt if_stmt logic_or logic_and eq_exp rel_exp arith_or arith_oplus arith_and arith_prec2 arith_prec1 un_exp post_exp 42 prim_exp exec_part compound_stmt

Abbildung 2.7: Veranschaulichung der Syntaktischen Analyse.

2.5 Code Generierung

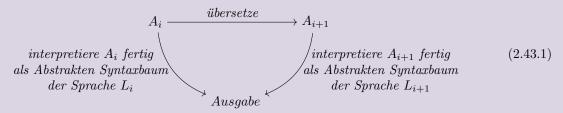
In der Code Generierung steht man nun dem Problem gegenüber einen Abstrakten Syntaxbaum einer Sprache L_1 in den Abstrakten Syntaxbaum einer Sprache L_2 umformen zu müssen. Dieses Problem lässt sich vereinfachen, indem man das Problem in mehrere Schritte unterteilt, die man Passes (Definition 2.43) nennt. Dieses Vorgehen wurde auch schon beim Ableitungsbaum in der Syntaktischen Analyse angewandet, den man als Zwischenstufe zum Abstrakten Syntaxbaum kontstruiert hatte, um nicht direkt mithilfe der Tokens einen Abstrakten Syntaxbaum konstruieren zu müssen. Aus dem Ableitungsbaum kann dann unkompliziert und einfach mit Transformern und Visitors in mehreren Schritten ein Abstrakter Syntaxbaum generiert werden. Genauso kann mithilfe der Passes kleinschrittig die Syntax der Sprache L_2 erreicht werden.

Definition 2.43: Pass

/

Einzelner Übersetzungsschritt in einem Kompiliervorgang von einem Abstrakten Syntaxbaum A_i einer Sprache L_i zu einem Abstrakten Syntaxbaum A_{i+1} einer Sprache L_{i+1} . Ein Pass übernimmt meist eine bestimmte Teilaufgabe, die sich mit keiner Teilaufgabe eines anderen Passes überschneiden sollte.^a

Für jeden Pass gelten ähnlich, wie bei einem vollständigen Compiler (vergleiche mit Abbildung 2.3.1) die Beziehungen in Abbildung 2.43.1.



Hierbei tut man so, als gäbe es zwei Interpreter für die zwei Sprachen L_i und L_{i+1} , welche den jeweiligen Abstrakten Syntaxbaum A_i bzw. A_{i+1} "fertig interpretieren"^b.

Die von den Passes umgeformten Abstrakten Syntaxbäume sollten dabei mit jedem Pass der Syntax von Maschinenbefehlen immer ähnlicher werden, bis es schließlich nur noch Knoten von Maschinenbefehlen sind.

2.5.1 Monadische Normalform

Zum Verständnis dieses Kapitels sind die Begriffe Ausdruck (Definition 2.44) und Anweisung (Definition 2.45) wichtig.

Definition 2.44: Ausdruck (bzw. engl. Expression)



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

^aDer Begriff "Pass" kommt aus dem Englischen von "passing over", da der gesamte Abstrakte Syntaxbaum nach dem Anwenden eines Pass an den nächsten Pass "weitergegeben" wird.

^bHier wird von "fertig interpretieren" gesprochen, da beim Interpretieren immer von einem Programm in Konkreter Syntax ausgegangen wird, dass erst zu einem Abstrakten Syntaxbaum umgeformt werden muss und dieser Abstrakte Syntaxbaum muss dann "fertig interpretiert" werden.

^cG. Siek, Essentials of Compilation.

 $Aufgebaut\ sind\ Ausdr\"{u}cke\ meist\ aus\ Kostanten,\ Variablen,\ Funktionsaufrufen,\ Operatoren\ usw.^{abc}$

^aEin Ausdruck ist z.B 21 * 2;.

^bG. Siek, Essentials of Compilation.

^cAusdruck (Programmierung).

Definition 2.45: Anweisung (bzw. engl. Statement)

Z

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

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

In Maschinensprachen werden Anweisungen häufig als Befehle bezeichnet. abc

^aEine Anweisung ist z.B int var = 21 * 2;

^bG. Siek, Essentials of Compilation.

 c Anweisung (Programmierung).

Hat man es mit einer Programmiersprache zu tun, deren Programme Unreine Anweisungen (Definition 2.47) besitzen, so ist es sinnvoll einen Pass einzuführen, der Unreine Ausdrücke von den Anweisungen trennt, damit diese zu Reinen Anweisungen (Definition 2.46) werden. Das wird erreicht, indem man aus jedem Unreinen Ausdruck einen vorangestellten Ausdruck macht, den man vor die jeweilige Anweisung setzt, mit welcher der Unreine Ausdruck gemischt war. Der Unreine Ausdruck muss als erstes ausgeführt werden, für den Fall, dass der Effekt, den ein Unreiner Ausdruck hat die Reine Anweisung, mit der er gemischt war in irgendeinerweise beeinflussen könnte.

Definition 2.46: Reiner Ausdruck / Reine Anweisung (bzw. engl. pure expression)



Ein Reiner Ausdruck ist ein Ausdruck, der rein ist. Das bedeutet, dass dieser Ausdruck keine Nebeneffekte erzeugt. Ein Nebeneffekt ist eine Bedeutung, die ein Ausdruck hat, die sich nicht mit Maschinencode darstellen lässt. Sondern z.B. intern etwas am weiteren Kompiliervorgang ändert^a.

Eine Reine Anweisung ist eine Anweisung, bei der alle Ausdrücke aus denen sich die Anweisung unter anderem zusammensetzt rein sind.^b

^aZ.B. ist die Allokation von Variablen **int var** kein Reiner Ausdruck. Eine Allokation bestimmt den Wert einiger Immediates im finalen Maschinencode, aber entspricht keiner Folge von Maschinenbefehlen.

^bG. Siek, Essentials of Compilation.

Definition 2.47: Unreiner Ausdruck / Unreine Anweisung



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

Eine Unreine Anweisung ist eine Anweisung, bei der mindestens einer der Ausdrücke aus denen sich die Anweisung unter anderem zusammensetzt unrein ist.^a

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Auf diese Weise sind alle Anweisungen in Monadischer Normalform (Definiton 2.48).

Definition 2.48: Monadische Normalform (bzw. engl. monadic normal form)

7

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

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

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

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Ein Beispiel für das Vorgehen, Code in die Monadische Normalform zu bringen, ist in Abbildung 2.8 zu sehen. Der Einfachheit halber wurde auf die Darstellung in Abstrakter Syntax verzichtet, welche allerdings zum großen Teil in dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit verwendet wird. Die Codebeispiele in Abbildung 2.8 sind daher in Konkreter Syntax¹⁷ aufgeschrieben.

Links in der Abbildung 2.8 ist der Ausdruck mit dem Nebeneffekt, eine Variable zu definieren: int var, mit dem Ausdruck für eine Zuweisung exp = 5 % 4 gemischt: int var = 5 % 4. Der Unreine Definitionsausdruck int var muss daher vorangestellt werden, wie es rechts in Abbildung 2.8 dargestellt ist¹⁸.



Abbildung 2.8: Codebeispiel dafür Code in die Monadische Normalform zu bringen.

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

2.5.2 A-Normalform

Zum Verständnis dieses Kapitels sind die Begriffe Ausdruck (Definition 2.44) und Anweisung (Definition 2.45) wichtig.

Eine Programmiersprache L_1 soll in eine Maschinensprache L_2 kompiliert werden. Im Falle dessen, dass es sich bei einer Sprache L_1 um eine höhere Programmiersprache und bei L_2 um eine Maschinensprache handelt, ist es fast unerlässlich einen Pass einzuführen, der Komplexe Ausdrücke (Definition 2.51) in

¹⁷Für deren Kompilierung die Abstrakte Syntax überhaupt definiert wurde.

¹⁸Obwohl hinter int var ein ; steht, ist es immer noch ein Ausdruck. Allerdings gibt es keine einheitliche Festlegung, was eine Anweisung ist und was nicht, es wurde für diese schriftliche Ausarbeitung der Bachelorarbeit nur so definiert.

Anweisungen und Ausdrücken verhindert. Das wird erreicht, indem man aus den Komplexen Ausdrücken vorangestellte Ausdrücke macht, in denen die Komplexen Ausdrücke temporären Locations (Definiton 2.49) zugewiesen werden und dann anstelle des Komplexen Ausdrucks auf die jeweilige temporäre Location zugegriffen wird.

Definition 2.49: Location

Z

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

Im Grunde genommen alles, was mit einem Programm zu tun hat und irgendwo gespeichert ist oder als Speicherort dient.^a

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Sollte der Komplexe Ausdruck, welcher einer temporären Location zugewiesen wird, Teilausdrücke enthalten, die komplex sind, muss das gleiche Vorgehen erneut für die Teilausdrücke angewandt werden, bis alle Komplexen Ausdrücke nur noch Atomare Ausdrücke (Definiton 2.50) enthalten, falls sie sich überhaupt in weitere Teilausdrücke aufteilen lassen.

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

Definition 2.50: Atomarer Ausdruck



Ein Atomarer Ausdruck ist ein Reiner Ausdruck (Definition 2.46), der keinem kompletten Maschinenbefehl entspricht, sondern nur ein Argument, wie z.B. einen Immediate in einer Folge von Maschinenbefehlen festlegt.^a

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Bei einem üblichen Compiler, bei dem z.B. Register für temporäre Zwischenergebnisse genutzt werden und der Maschinenbefehlssatz es erlaubt zwei Register miteinander zu verechnen¹⁹ sind Atomare Ausdrücke z.B. eine Variable (z.B. var), eine Zahl (z.B. 12) oder ein ASCII-Zeichen (z.B. 'c'), da diese häufig direkt über Register zugreifbar sind, die direkt mit einem Maschinenbefehl verechnet werden können^{20 21}.

Im Fall des PicoC-Compilers ist ein Zugriff auf eine Location (z.B. stack(i)) der einzige Atomare Ausdruck, da der PicoC-Compiler so umgesetzt ist, dass er alle Zwischenergebnisse auf dem Stack speichert und dort dann auf diese zugreift, um sie in Register zu laden und miteinander zu verechnen²². Aus diesem Grund braucht es mindestens einen Maschinenbefehl²³, um z.B. eine Zahl überhaupt für einen Maschinenbefehl zugreifbar zu machen, was der Definition 2.50 widerspricht. Daher sind z.B. Zahlen beim PicoC-Compiler keine Atomaren Ausdrücke.

 $^{^{19}{\}rm Z.B.}$ Addieren oder Subtraktion von zwei Registerinhalten.

 $^{^{20}}$ Mit dem RETI-Befehlssatz wäre das durchaus möglich, durch z.B. MULT ACC IN2.

²¹Werden allerdings keine Register für Zwischenergebnisse genutzt werden, braucht man mehrere Maschinenbefehle, um die Zwischenergebnisse auf den Stack zu speichern und ein Stackpointer Register anzupassen.

²²Der PicoC-Compiler nutzt, anders als es geläufig ist keine Register und Graph Coloring (Definition 5.14) inklusive Liveness Analysis (Definition 5.12) usw., um Werte von Variablen, temporäre Zwischenergebnisse usw. abzuspeichern, sondern immer nur den Hauptspeicher, wobei temporäre Zwischenergebnisse auf den Stack gespeichert werden. Beim PicoC-Compiler sollte sich an die Paradigmen aus der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" gehalten werden.

 $^{^{23}{\}rm Genauerge sagt}$ 4.

Definition 2.51: Komplexer Ausdruck

/

Ein Komplexer Ausdruck ist ein Ausdruck, der nicht atomar ist.^a

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Im Fall des PicoC-Compilers sind Komplexe Ausdrücke z.B. 5 % 4, -1, fun(12) oder int var, da diese zur Berechnung auf jeden Fall mehrere Maschinenbefehle benötigen, was Definition 2.51 widerspricht oder unrein sind. Die Teilausdrücke 4, 5, 1 müssen erst auf den Stack geschrieben werden, um dann in Register geladen zu werden, damit dann der gesamte Komplexe Ausdruck berechnet werden kann. Die Ausdrücke fun(12) und int var sind unrein und daher Komplexe Ausdrücke.

In Abbildung 2.9 ist zur besseren Vorstellung die Einteilung von Komplexen, Atomaren, Unreinen und Reinen Ausdrücken veranschaulicht. Des Weiteren sind in der Abbildung alle Ausdrücke ausgegraut, welche die Monadische Normalform nicht erfüllen. Hierbei wird vom PicoC-Compiler ausgegangen, bei dem nur ein Zugriff auf eine Location (z.B. stack(i)) einen Atomaren Ausdruck darstellt.

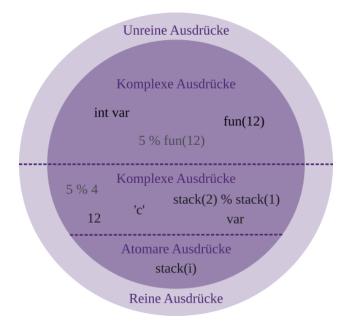


Abbildung 2.9: Übersicht über Komplexe, Atomare, Unreine und Reine Ausdrücke.

Es wird in dem gerade beschriebenen Pass dafür gesorgt, dass alle Anweisungen und Ausdrücke in A-Normalform²⁴ (Definition 2.52) sind. Wenn eine Konkrete Grammatik in A-Normalform ist, ist diese per Definition 2.52 auch automatisch in Monadischer Normalform, genauso, wie ein Atomarer Ausdruck nach Definition 2.50 auch ein Reiner Ausdruck ist.

Definition 2.52: A-Normalform (ANF)

Z

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

Eine Konkrete Grammatik ist in A-Normalform, wenn sie in Monadischer Normalform (Definition 2.48) ist und wenn alle Komplexen Ausdrücke nur Atomare Ausdrücke enthalten,

²⁴Das 'A' kommt vermutlich von "atomar" bzw. engl. "atomic", weil alle Komplexen Ausdrücke nur noch Atomare Ausdrücke enthalten dürfen.

falls sie sich überhaupt in weitere Teilausdrücke einteilen lassen.

Eine Abstrakte Grammatik ist in A-Normalform, wenn die Konkrete Grammatik für welche sie definiert wurde in A-Normalform ist. abc

- ^aA-Normalization: Why and How (with code).
- ^bBolingbroke und Peyton Jones, "Types are calling conventions".
- ^cG. Siek, Essentials of Compilation.

Ein Beispiel für dieses Vorgehen, Code in die A-Normalform zu bringen, ist in Abbildung 2.10 zu sehen. Der Einfachheit halber wurde auf die Darstellung in Abstrakter Syntax verzichtet, welche allerdings zum großen Teil in dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit verwendet wird. Die Codebeispiele in Abbildung 2.8 sind daher in Konkreten Syntax²⁵ aufgeschrieben.

Um konsistent mit der Implementierung zu sein und später keine Verwirrung zu erzeugen, wird beim Beispiel in Abbildung 2.10 vom PicoC-Compiler ausgegangen, bei dem Variablen (z.B. var), Zahlen (z.B. 12) oder ASCII-Zeichen (z.B. 'c') Komplexe Ausdrücke darstellen.

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

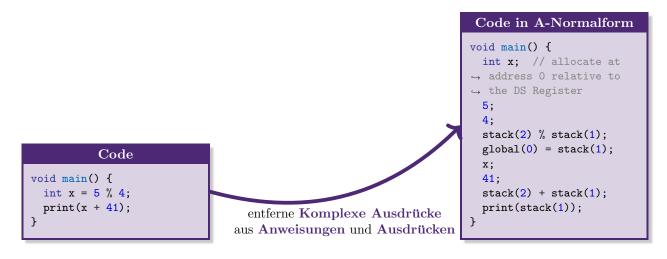


Abbildung 2.10: Codebeispiel für das Entfernen Komplexer Ausdrücke aus Operationen.

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

²⁵Für deren Kompilierung die Abstrakte Syntax überhaupt definiert wurde.

Alle weiteren denkbaren Passes sind zu spezifisch auf bestimmte Anweisungen und Ausdrücke ausgelegt, als das sich zu diesen allgemein etwas mit einer Theorie dahinter sagen lässt. Alle Passes, die zur Implementierung des PicoC-Compilers geplant und ausgedacht wurden sind im Unterkapitel 3.3.1 erklärt.

2.5.3 Ausgabe des Maschinencodes

Nachdem alle Passes durchgearbeitet wurden, ist es notwendig aus dem finalen Abstrakten Syntaxbaum den eigentlichen Maschinencode in Konkreter Syntax zu generieren. In üblichen Compilern wird hier für den Maschinencode eine binäre Repräsentation gewählt²⁶. Der Weg von der Abstrakten Syntax zur Konkreten Syntax ist allerdings wesentlich einfacher, als der Weg von der Konkreten Syntax zur Abstrakten Syntax, für die eine gesamte Syntaktische Analyse, die eine Lexikalische Analyse beinhaltet durchlaufen werden muss.

Jeder Knoten des Abstrakten Syntaxbaumes erhält dazu eine Methode, welche hier to_string genannt wird, die eine Textrepräsentation seiner selbst und all seiner Knoten, mit an den richtigen Stellen passend gesetzten Semikolons; öffnenden- und schließenden runden Klammern (), öffnenden- und schließenden geschweiften Klammern {} usw. ausgibt. Dabei wird der gesamte Abstrakte Syntaxbaum durchlaufen und die Methode to_string zur Ausgabe der Textrepräsentation der verschiedenen Knoten aufgerufen, die wiederum die Methode to_string ihrer Kinder aufrufen und die zurückgegebene Textrepräsentation passend zusammenfügen und selbst zurückgebeben.

2.6 Fehlermeldungen

Wenn bei einem Compiler ein unerwünschtes Verhalten der folgenden Kategorien²⁷ eintritt:

- 1. In der Lexikalischen oder Syntaktischen Analyse tritt ein Fall ein, der nicht in der Syntax der Sprache des Compilers abgedeckt ist, z.B.:
 - Der Lexer kann ein Lexeme nicht mit der Konkreten Grammatik für die Lexikalische Analyse G_{Lex} ableiten. Der Lexer ist genaugenommen ein Teil des Parsers und ist damit bereits durch den nachfolgenden Punkt "Parser" abgedeckt. Um die unterschiedlichen Ebenen, Lexikalische und Syntaktische Analyse gesondert zu betrachten wurde der Lexer an dieser Stelle ebenfalls kurz eingebracht.
 - Der Parser²⁸ entscheidet das Wortproblem (Definition 2.21) für ein Eingabeprogramm²⁹ mit 0, also das Eingabeprogramm lässt sich nicht durch die Konkrete Grammatik $G_{Lex} \uplus G_{Parse}$ des Compilers ableiten.
- 2. In den Passes tritt ein Fall ein, der nicht in der Syntax der Sprache des Compilers abgedeckt ist, z.B.:
 - Eine Variable wird verwendet, obwohl sie noch nicht deklariert ist.
 - Bei einem Funktionsaufruf werden mehr oder weniger Argumente, Argumente des falschen Datentyps oder Argumente in der falschen Reihenfolge übergeben, als sie im Funktionsprototyp angegeben sind.
- 3. Während der Laufzeit des Compilers tritt ein Ereignis ein, das nicht durch die Semantik der Sprache

²⁶Da der PicoC-Compiler vor allem zu Lernzwecken konzipiert ist, wird bei diesem der Maschinencode allerdings in einer menschenlesbaren Repräsentation ausgegeben

 $^{^{27}}Errors\ in\ C/C++$ - Geeks for Geeks.

 $^{^{28}\}mathrm{Bzw.}$ der **Erkenner** innerhalb des Parsers.

 $^{^{29}}$ Bzw. ein **Wort**.

des Compilers abgedeckt ist oder welches das Betriebssystem nicht erlaubt, z.B.:

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

oder wenn während des Linkens (Definition 5.6) etwas nicht zusammenpasst, wie z.B.:

- Es gibt keine oder mehr als eine main-Funktion.
- Eine Funktion, die in einer Objektdatei (Definition 5.5) benötigt wird, wird von keiner oder mehr als einer anderen Objektdatei bereitsgestellt.

wird eine Fehlermeldung (Definition 2.53) ausgegeben.

Definition 2.53: Fehlermeldung



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

- über stdout oder stderr im einem Terminal Emulator oder richtigen Terminal.
- über eine Dialogbox in einer Graphischen Benutzeroberfläche^b oder Zeichenorientierten Benutzerschnittstelle^c.
- über ein Register oder eine spezielle Adresse des Hauptspeichers mithilfe eines Wertes.
- über eine Logdateid auf einem Speichermedium.

^aDieses Programm kann z.B. ein Compiler sein oder ein Programm, dass dieser Compiler selbst kompiliert hat.

 $[^]b {\rm In}$ engl. Graphical User Interface, kurz GUI.

^cIn engl. Text-based User Interface, kurz TUI.

 $[^]d$ In engl. log file.

3 Implementierung

In diesem Kapitel wird, nachdem im Kapitel 2 die nötigen theoretischen Grundlagen des Compilerbau vermittelt wurden, nun auf die Implementierung des PicoC-Compilers eingegangen. Aufgeteilt in die selben Kategorien Lexikalische Analyse 3.1, Syntaktische Analyse 3.2 und Code Generierung 3.3, wie in Kapitel 2, 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 Parsen¹ 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 3.3 bzw. für den Dialekt von Lark Definition 3.4) spezifizierten Konkreten Grammatik ein Programm in Konkreter Syntax zu parsen und daraus einen Ableitungsbaum für die kompilerintere Weiterverarbeitung zu generieren.

Definition 3.1: Metasyntax

Z

Steht für den Aufbau einer Metasprache (Definition 3.2), der durch eine Grammatik oder Natürliche Sprache beschrieben werden kann.^a

 $^{a}Metasyntax.$

Definition 3.2: Metasprache

Z

Eine Sprache, die dazu genutzt wird andere Sprachen zu beschreiben^a.^b

^aDas "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. ^bMetasprache.

Definition 3.3: Erweiterte Backus-Naur-Form (EBNF)



Die Erweiterte Backus-Naur-Form^a ist eine Metasyntax (Definition 3.1), die dazu verwendet wird Kontextfreie Grammatiken darzustellen.

Am grundlegensten lässt sich die Erweiterte Backus-Naur-Form in Kürze wie folgt beschreiben. be

- 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.

¹Wobei beim **Parsen** auch das **Lexen** inbegriffen ist.

 $^{^2\}mathit{Lark}$ - a parsing toolkit for Python.

³Shinan, lark.

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 3.4 verwendet.^f

 $f_{Backus-Naur-Form}$.

Definition 3.4: Dialekt der Erweiterten Backus-Naur-Form aus Lark

Z

Das Lark Parsing Toolkit verwendet eine eigene Notation für die Erweiterte Backus-Naur-Form (Definition 3.3), 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. ()*). Die Verwendung des *-Quantors kann wie in Umformung 3.4.1 zu sehen ist auch wieder zu normaler Erweiterter Backus-Naur-Form umgeschrieben werden.

$$\{a := b*\} \quad \Rightarrow \quad \{a := b \cdot tmp, \ b \cdot tmp := b \ b \cdot tmp \mid \varepsilon\}$$
 (3.4.1)

• 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 3.4.2 zu sehen ist auch wieder zu normaler Erweiterter Backus-Naur-Form umgeschrieben werden.

$$\{a := b+\} \quad \Rightarrow \quad \{a := b \ b_tmp, \ b_tmp := b \ b_tmp \mid \varepsilon\} \tag{3.4.2}$$

• 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 3.4.3 zu sehen ist auch wieder zu normaler Erweiterter Backus-Naur-Form umgeschrieben werden.

$$\{a ::= "ascii1" ..." ascii2"\} \Rightarrow \{a ::= "ascii1" \mid ... \mid "ascii2"\}$$
 (3.4.3)

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.°

Das Lark Parsing Toolkit wurde vor allem deswegen gewählt, weil es sehr einfach in der Verwendung ist. Andere derartige Tools, wie z.B. ANTLR⁴ 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.

^aDer Name kommt daher, dass es eine Erweiterung der Backus-Naur-Form ist, die hier allerdings nicht weiter erläutert wird.

^bNebel, "Theoretische Informatik".

 $[^]c$ Grammar Reference — Lark documentation.

 $[^]d$ Also von Terminalsymbolen und Nicht-Terminalsymbolen.

ehttps://standards.iso.org/ittf/PubliclyAvailableStandards/s026153_IS0_IEC_14977_1996(E).zip.

 $[^]a \verb|https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/grammar.html|.$

^bDer *-Quantor bedeutet im Gegensatz zum +-Quantor auch keinmal wiederholen.

^cGrammar: The language of languages (BNF, EBNF, ABNF and more).

 $^{^{4}}ANTLR$.

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 Unterkapiteln die Abstrakten Grammatiken, welche spezifizieren, 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 3.5) 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 3.5: Abstrakte Syntaxform (ASF)

Z

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 3.4) 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.

3.1 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 2.3 erläutert ist.

3.1.1 Konkrete Grammatik für die Lexikalische Analyse

In der Konkreten Grammatik 3.1.1 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_O DIG_WITH_O* beschrieben werden. Diese Produktionen beschreiben, wie ein möglicher Tokenwert, in diesem Fall eine Zahl aufgebaut sein kann.

Die in der Konkreten Grammatik 3.1.1 für die Lexikalische Analyse definierten Nicht-Terminalsymbole können in der Konkreten Grammatik 3.2.8 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 TokenToken(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 Link⁵ 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 2.3 erklärt wurde, nur berücksichtigt der Basic Lexer ebenfalls Priortiäten, sodass für den aktuellen Index⁶ 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.

⁶Ein 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.

```
/[\wedge \backslash n]*/
COMMENT
                                                  /(. | \n)*? / "*/"
                                                                           L_{-}Comment
                       ::=
                            "//""_{-}"?"#"/[\wedge \setminus n]*/
RETI\_COMMENT.2
                       ::=
                                   "2"
                                           "3"
DIG\_NO\_0
                       ::=
                            "1"
                                                                           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"
                       ::=
                            (LETTER | "_")
NAME
                       ::=
                                (LETTER | DIG_WITH_0 | "_")*
                            NAME | INT_NAME | CHAR_NAME
name
                       ::=
                            VOID\_NAME
                            "!"
LOGIC_NOT
                       ::=
                            " \sim "
NOT
                       ::=
                            "&"
REF\_AND
                       ::=
                            SUB\_MINUS \mid LOGIC\_NOT \mid
                                                               NOT
un\_op
                       ::=
                            MUL\_DEREF\_PNTR \mid REF\_AND
MUL\_DEREF\_PNTR
                            "*"
                       ::=
                            " /"
DIV
                       ::=
                            "%"
MOD
                       ::=
                            MUL\_DEREF\_PNTR \mid DIV \mid MOD
prec1\_op
                       ::=
                            "+"
ADD
                       ::=
SUB\_MINUS
                       ::=
                            ADD
                                     SUB\_MINUS
prec2\_op
                       ::=
                            "<<"
L\_SHIFT
                       ::=
                            ">>"
R\_SHIFT
                       ::=
shift\_op
                            L\_SHIFT
                                          R\_SHIFT
                       ::=
LT
                            "<"
                                                                           L\_Logic
                       ::=
                            "<="
LTE
                       ::=
                            ">"
GT
                       ::=
                            ">="
GTE
                       ::=
rel\_op
                            LT
                                   LTE
                                            GT
                       ::=
EQ
                            "=="
                       ::=
                            "!="
NEQ
                       ::=
                                    NEQ
                            EQ
eq\_op
                       ::=
                            "int"
INT\_DT.2
                       ::=
                                                                           L_{-}Assign_{-}Alloc
INT\_NAME.3
                            "int"
                                  (LETTER | DIG_WITH_0 |
                       ::=
                            "char"
CHAR\_DT.2
                       ::=
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 3.1.1: Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Lexikalische Analyse in EBNF

3.1.2 Codebeispiel

In den folgenden Unterkapiteln wird das Beispiel in Code 3.1 dazu verwendet die Konstruktion eines Abstrakten Syntaxbaumes in seinen einzelnen Zwischenschritten zu erläutern.

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

Code 3.1: PicoC-Code des Codebeispiels.

Die vom Basic Lexer des Lark Parsing Toolkit generierten Tokens sind Code 3.2 zu sehen.

Code 3.2: Tokens für das Codebeispiel.

3.2 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.

3.2.1 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 3.1 aufgelistet.

Präzedenzstuf@peratoren		Beschreibung	${f Assoziativit}$ ät	
1	a()	Funktionsaufruf		
	a[]	Indexzugriff	Links, dann rechts \rightarrow	
	a.b	Attributzugriff		
2	-a	Unäres Minus		
	!a ~a	Logisches NOT und Bitweise NOT	Rechts, dann links \leftarrow	
	*a &a	Dereferenz und Referenz, auch	reems, dami miks ←	
		Adresse-von		
3	a*b a/b a%b	Multiplikation, Division und Modulo		
4	a+b a-b	Addition und Subtraktion		
5	a< <b a="">>b	Bitweise Linksshift und Rechtsshift		
6	a a b a<=b Kleiner, Kleiner Gleich, Größer, Größer			
	a>b a>=b	Gleich		
7	a==b a!=b	Gleichheit und Ungleichheit	Links, dann rechts \rightarrow	
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 \leftarrow	

Tabelle 3.1: Präzedenzregeln von PicoC.

Würde man diese Operatoren ohne Beachtung von Präzedenzreglen (Definition 2.28) und Assoziativität (Definition 2.27) in eine Konkrete Grammatik verarbeiten wollen, so könnte eine Konkrete Grammatik $G = \langle N, \Sigma, P, exp \rangle$ 3.2.1 dabei rauskommen.

```
"'"CHAR"'"
                           NUM
                                                        "("exp")"
                                                                                    L_-Arith_-Bit
prim_{-}exp
           ::=
                 exp"["exp"]"
                                  exp"."name
                                                   name"("fun\_args")"
                                                                                    +L_Logic
                 [exp("," exp)*]
fun\_args
                                                                                     + L_-Pntr
           ::=
                          "\sim"
un\_op
                                                                                     + L_Array
                                                                                     + L_Struct
un\_exp
            ::=
                 un_op exp
                                          "+" | "-"
bin\_op
                                               "<=" |
                                   "&&"
bin_{-}exp
           ::=
                 exp bin_op exp
exp
                 prim_{-}exp
                               un\_exp \mid bin\_exp
```

Grammatik 3.2.1: Undurchdachte Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, die Operatorpräzidenz nicht beachtet

Die Konkrete Grammatik 3.2.1 ist allerdings mehrdeutig (Definition 2.26), 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 3.5.1 als auch über die Linksableitung 3.5.2 abgeleitet werden. Ab dem Moment, wo der Trick klar ist, wird das Ableiten mit der ⇒*-Relation beschleunigt.

$$exp \Rightarrow bin_exp \Rightarrow exp \ bin_op \ exp \Rightarrow bin_exp \ bin_op \ exp$$

 $\Rightarrow exp \ bin_op \ exp \ bin_op \ exp \ \Rightarrow^* \ "3" "*" "1" "&&" "4"$

```
exp \Rightarrow bin\_exp \Rightarrow exp \ bin\_op \ exp \Rightarrow prim\_exp \ bin\_op \ exp
\Rightarrow NUM \ bin\_op \ exp \Rightarrow "3" \ bin\_op \ exp \Rightarrow "3" "*" \ exp
\Rightarrow "3" "*" \ bin\_exp \Rightarrow "3" "*" \ exp \ bin\_op \ exp \Rightarrow "3" "*" "1" "&&" "4"
```

Die beiden abgeleiteten Wörter sind gleich, allerdings sind die Ableitungsbäume unterschiedlich, wie in Abbildung 3.1 zu sehen ist. Da hier nur ein Konzept vermittelt werden soll, entsprechen die beiden Ableitungsbäume in Abbildung 3.1 nicht 1-zu-1 den Ableitungen 3.5.1 und 3.5.2, sondern sind vereinfacht.



Abbildung 3.1: Ableitungsbäume zu den beiden Ableitungen.

Der linke Baum entspricht Ableitung 3.5.1 und der rechte Baum entspricht Ableitung 3.5.2. Würde man in den Ausdrücken, die von diesen Bäumen darsgestellt sind Klammern setzen, um die Präzedenz sichtbar zu machen, so würde Ableitung 3.5.1 die Klammerung (3 * 1) && 4 haben und die Ableitung 3.5.2 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 3.1 betrachtet. Für jede **Präzedenzstufe** in der Tabelle 3.1 wird eine eigene Produktion erstellt, wie es in Grammatik 3.2.2 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.

$\overline{prim_exp}$::=	 $L_Arith_Bit + L_Array$
$post_exp$::=	 + $LPntr$ $+$ $LStruct$
un_exp	::=	 $+ L_{-}Fun$
$arith_prec1$::=	
$arith_prec2$::=	
$arith_shift$::=	
$arith_and$::=	
$arith_xor$::=	
$arith_or$::=	
rel_exp	::=	 L_Logic
eq_exp	::=	
$logic_and$::=	
$logic_or$::=	
$assign_stmt$::=	 L_Assign

Grammatik 3.2.2: 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 3.2.2 sind in Tabelle 3.2 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
$\operatorname{arith_and}$	a&b
arith_xor	a^b
arith_or	a b
rel_exp	a <b a="" a<="b">b a>=b
eq_exp	a==b a!=b
logic_and	a&&b
logic_or	a b
assign	a=b

Tabelle 3.2: 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 3.2.3 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.

$$un_exp ::= un_op un_exp \mid post_exp$$

Grammatik 3.2.3: Beispiel für eine unäre rechtsassoziative Produktion in EBNF

Bei z.B. der Produktion post_exp in 3.2.4 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.

$$post_exp \quad ::= \quad post_exp"["logic_or"]" \quad | \quad post_exp"."name \quad | \quad name"("fun_args")" \quad | \quad prim_exp \quad | \quad post_exp"["logic_or"]" \quad | \quad post_exp["logic_or"]" \quad | \quad post_exp["logic_or"]$$

Grammatik 3.2.4: Beispiel für eine unäre linksassoziative Produktion in EBNF

⁷Geklammerte Ausdrücke werden nämlich von prim_exp erkannt, welches eine höhere Präzedenzstufe hat.

Bei z.B. der Produktion prec2_exp in 3.2.5 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 können⁸ (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 auschließlich ein Ausdruck höherer Präzedenz erkannt wird (z.B. 1 / 4).

```
arith\_prec2 ::= arith\_prec2 prec2\_op arith\_prec1 | arith\_prec1
```

Grammatik 3.2.5: Beispiel für eine binäre linksassoziative Produktion in EBNF

Anmerkung Q

Manche Parser^a haben allerdings ein Problem mit Linksrekursion (Definition 5.9), wie sie z.B. in der Produktion 3.2.5 vorliegt. Dieses Problem lässt sich allerdings einfach lösen, indem man die Produktion 3.2.5 zur Produktion 3.2.6 umschreibt.

```
arith\_prec2 ::= arith\_prec1 (prec2\_op arith\_prec1)*
```

Grammatik 3.2.6: Beispiel für eine binäre linksassoziative Produktion ohne Linksrekursion in EBNF

Die von der Grammatik 3.2.6 erkannten Ausdrücke sind dieselben, wie für die Grammatik 3.2.5, allerdings ist die Grammatik 3.2.6 flach gehalten und ruft sich nicht selber auf, sondern nutzt den in der EBNF (Definition 3.3) 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 auschließlich ein Ausdruck höherer Präzedenz erkannt wird (z.B. 1 / 4).

^aZu 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 3.2.7 definieren.

⁸Bezogen auf Tabelle 3.1.

```
"*"
                                                                                                 L_{-}Misc
prec1\_op
               ::=
                     "+"
prec2\_op
               ::=
                     "<<"
shift\_op
rel\_op
               ::=
eq\_op
                     [logic_or("," logic_or)*
fun\_args
               ::=
                                                         "("logic\_or")'
                                NUM
                                            CHAR
prim_{-}exp
                                                                                                 L_Arith_Bit
               ::=
                     post\_exp"["logic\_or"]"
                                             | post_exp"."name | name"("fun_args")"
                                                                                                 + L_Array
post\_exp
               ::=
                     prim_{-}exp
                                                                                                 + L_-Pntr
                                                                                                 + L_Struct
un_{-}exp
                     un\_op \ un\_exp \mid post\_exp
               ::=
                     arith_prec1 prec1_op un_exp
                                                                                                 + L_Fun
arith\_prec1
               ::=
                                                     un_{-}exp
arith\_prec2
               ::=
                     arith_prec2 prec2_op arith_prec1 | arith_prec1
arith\_shift
                     arith_shift shift_op arith_prec2
                                                         | arith\_prec2
               ::=
arith\_and
               ::=
                     arith_and "&" arith_shift | arith_shift
                     arith\_xor "\land" arith\_and
arith\_xor
                                                 | arith\_and
               ::=
                     arith_or "|" arith_xor
arith\_or
                                                  arith\_xor
               ::=
rel\_exp
                     rel_exp rel_op arith_or
                                                  arith\_or
                                                                                                 L_{-}Logic
               ::=
                     eq_exp eq_op rel_exp |
                                                rel_exp
eq_exp
               ::=
                     logic\_and "&&" eq\_exp
                                                | eq_{-}exp
logic\_and
               ::=
                                                  logic\_and
                     logic_or "||" logic_and
logic\_or
               ::=
                     un_exp "=" logic_or";"
assign\_stmt
               ::=
                                                                                                 L_Assign
```

Grammatik 3.2.7: Durchdachte Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} in EBNF, die Operatorpräzidenz beachtet

3.2.2 Konkrete Grammatik für die Syntaktische Analyse

Die gesamte Konkrete Grammatik 3.2.8 ergibt sich wenn man die Konkrete Grammatik 3.2.7 um die restliche Syntax der Sprache L_{PicoC} erweitert, die sich nach einem **ähnlichen Prinzip** wie in Unterkapitel 3.2.1 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 $ANSI\ C\ grammar\ (Lex)$ angepasst⁹. 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 3.2.8 für die Syntaktische Analyse werden einige der Nicht-Terminalsymbole bzw. Tokentypen aus der Konkreten Grammatik 3.1.1 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 3.2.8 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.

⁹An 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.

¹⁰Wobei 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 post_exp un_exp	::= ::= ::=	name NUM CHAR "("logic_or")" array_subscr struct_attr fun_call input_exp print_exp prim_exp un_op_un_exp post_exp	$L_Arith_Bit + L_Array + L_Pntr + L_Struct + L_Fun$
input_exp print_exp arith_prec1 arith_prec2 arith_shift arith_and arith_xor arith_or	::= ::= ::= ::= ::= ::=	"input""("")" "print""("logic_or")" arith_prec1 prec1_op un_exp un_exp arith_prec2 prec2_op arith_prec1 arith_prec1 arith_shift shift_op arith_prec2 arith_prec2 arith_and "&" arith_shift arith_shift arith_xor "\" arith_and arith_and arith_or " " arith_xor arith_xor	L_Arith_Bit
rel_exp eq_exp logic_and logic_or	::= ::= ::=	rel_exp rel_op arith_or arith_or eq_exp eq_op rel_exp rel_exp logic_and "&&" eq_exp eq_exp logic_or " " logic_and logic_and	L_Logic
type_spec alloc assign_stmt initializer init_stmt const_init_stmt	::= ::= ::= ::= ::=	<pre>prim_dt struct_spec type_spec pntr_decl un_exp "=" logic_or";" logic_or array_init struct_init alloc "=" initializer";" "const" type_spec name "=" NUM";"</pre>	L_Assign_Alloc
$pntr_deg$ $pntr_decl$::=	"*"* pntr_deg array_decl array_decl	L- $Pntr$
array_dims array_decl array_init array_subscr	::= ::= ::=	("["NUM"]")* name array_dims "("pntr_decl")"array_dims "{"initializer("," initializer) * "}" post_exp"["logic_or"]"	L_Array
struct_spec struct_params struct_decl struct_init struct_attr	::= ::= ::=	"struct" name (alloc";")+ "struct" name "{"struct_params"}" "{""."name"="initializer ("," "."name"="initializer)*"}" post_exp"."name	L_Struct
$\frac{struct_attr}{if_stmt}$ if_else_stmt	::=	"if""("logic_or")" exec_part "if""("logic_or")" exec_part "else" exec_part	L_If_Else
while_stmt do_while_stmt	::=	"while""("logic_or")" exec_part "do" exec_part "while""("logic_or")"";"	L_Loop

Grammatik 3.2.8: Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 1

```
alloc";"
                                                                                                    L\_Stmt
decl\_exp\_stmt
                    ::=
decl\_direct\_stmt
                          assign_stmt | init_stmt | const_init_stmt
                    ::=
decl\_part
                          decl\_exp\_stmt \mid decl\_direct\_stmt \mid RETI\_COMMENT
                    ::=
                          "{"exec\_part *"}"
compound\_stmt
                    ::=
                          logic\_or";"
exec\_exp\_stmt
                    ::=
exec\_direct\_stmt
                          if\_stmt \mid if\_else\_stmt \mid while\_stmt \mid do\_while\_stmt
                    ::=
                          assign\_stmt \quad | \quad fun\_return\_stmt
                          compound\_stmt \mid exec\_exp\_stmt \mid exec\_direct\_stmt
exec\_part
                    ::=
                          RETI\_COMMENT
                          decl\_part * exec\_part *
decl\_exec\_stmts
                    ::=
                                                                                                    L_{-}Fun
fun\_args
                          [logic\_or("," logic\_or)*]
                    ::=
                          name"("fun\_args")"
fun\_call
                    ::=
fun\_return\_stmt
                          "return" [logic_or]";"
                    ::=
                          [alloc("," alloc)*]
fun\_params
                    ::=
fun\_decl
                          type_spec pntr_deg name" ("fun_params")"
                    ::=
                          type_spec_pntr_deg_name"("fun_params")" "{"decl_exec_stmts"}"
fun_{-}def
                    ::=
                          (struct\_decl
                                            fun\_decl)";"
decl\_def
                                                              fun_{-}def
                                                                                                    L_File
                    ::=
                          decl\_def*
decls\_defs
                    ::=
file
                    ::=
                          FILENAME decls_defs
```

Grammatik 3.2.9: Konkrete Grammatik der Sprache L_{PicoC} für die Syntaktische Analyse in EBNF, Teil 2

Anmerkung Q

In der Konkreten Grammatik 3.2.8 sind alle Grammatiksymbole ausgegraut, die das Bachelorprojekt betreffen. Alle nicht ausgegrauten Grammatiksymbole wurden für die Implementierung der neuen Funktionalitäten, welche die Bachelorarbeit betreffen hinzugefügt.

3.2.3 Ableitungsbaum Generierung

Die in Unterkapitel 3.2.2 definierte Konkrete Grammatik 3.2.8 lässt sich mithilfe des Earley Parsers (Definition 3.6) von Lark dazu verwenden, Code, der in der Sprache L_{PicoC} geschrieben ist zu parsen, um einen Ableitungsbaum daraus zu generieren.

Definition 3.6: 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 5.11 im Appendix) 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.

^aJay Earley, "An efficient context-free parsing".

 $[^]bEarley\ parser.$

3.2.3.1 Codebeispiel

Der Ableitungsbaum, der mithilfe des Earley Parsers und der Tokens der Lexikalischen Analyse in Code 3.2 generiert wurde, ist in Code 3.3 zu sehen. Das Beispiel aus Code 3.1 wird hier fortgeführt. Im Code 3.3 wurden einige Zeilen markiert, die später in Unterkapitel 3.2.4.1 zum Vergleich wichtig sind.

```
1 file
     ./verbose_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.dt
     decls_defs
       decl_def
         struct_decl
 6
           name
                        st
           struct_params
             alloc
 9
                type_spec
10
                  prim_dt
                                  int
11
                pntr_decl
12
                  pntr_deg
13
                  array_decl
14
                    pntr_decl
15
                      pntr_deg
                      array_decl
                        name
                                     attr
18
                        array_dims
19
                    array_dims
20
                      4
                      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
33
                    type_spec
34
                      struct_spec
35
                        name
                                     st
36
                    pntr_decl
37
                      pntr_deg
38
                      array_decl
39
                        pntr_decl
40
                          pntr_deg
                          array_decl
                            name
                                          var
                             array_dims
44
                               3
45
                               2
                        array_dims
```

Code 3.3: Ableitungsbaum nach Ableitungsbaum Generierung.

3.2.3.2 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 3.2.8 den linken Seiten des ::=-Symbols¹¹ entsprechen hergenommen und die Blätter sind Terminalsymbole, genauso, wie es in der Definition 2.35 eines Ableitungsbaumes auch schon definiert ist. Die Konkrete Grammatik 3.2.8 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.

3.2.4 Ableitungsbaum Vereinfachung

Der Ableitungsbaum in Code 3.3, dessen Generierung in Unterkapitel 3.2.3.1 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 3.2.8 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 3.7) von PicoC-Knoten, an dem man den Datentyp direkt ablesen kann, indem man sich einfach über den entarteten Baum bewegt, wie z.B. P ntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3'), Num('2')], PntrDecl(Num('1'), StructSpec(Name('st'))))) für den Ausdruck struct st *(*var[3][2]).

Definition 3.7: Entarteter Baum

Z

 $Baum\ bei\ dem\ jeder\ Knoten\ maximal\ eine\ ausgehende\ Kante\ hat,\ also\ maximal\ Außengrad^a\ 1.$

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. cd

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 3.2 zu sehen ist.

^aDer Außengrad ist die Anzahl ausgehender Kanten.

 $[^]b\mathrm{Der}$ Innengrad ist die Anzahl eingehener Kanten.

 $[^]cB\ddot{a}ume.$

 $[^]d$ Entartung (Informatik).

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



Abbildung 3.2: 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 Felddeklaratoren 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 Knoten für den Bezeichner der Variable name(var) wird daher mithilfe eines Visitors (Definition 2.39) mit dem Knoten für den innersten Datentyp struct st getauscht.

Eine Änderung, die eher der Ästhetik dient, ist zusätzlich den Teilbaum, der den Datentyp darstellt mit dem Knoten name(var) zu tauschen. Das hat den Grund, dass der Datentyp üblicherweise vor dem Bezeichner der Variable steht: datatype identifier¹² und im vorherigen Schritt name(var) vor den Datentyp getauscht wurde. In Abbildung 3.3 ist zu sehen, wie der Ableitungsbaum aus Abbildung 3.2 mithilfe eines Visitors vereinfacht wird, sodass er die gerade erläuterten Ansprüche erfüllt.

Die Implementierung des Visitors aus dem Lark Parsing Toolkit ist unter Link¹³ 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 2.39 erklärt wurde.

 $^{^{12}\}mathrm{Wie}\ \mathrm{z.B.}$ bei int var.

 $^{^{13} \}texttt{https://github.com/lark-parser/lark/blob/d03f32be7f418dc21cfa45acc458e67fe0580f60/lark/visitors.py.}$



Abbildung 3.3: Ableitungsbaum nach Vereinfachung.

3.2.4.1 Codebeispiel

In Code 3.4 ist der Ableitungsbaum aus Code 3.3 nach der Vereinfachung mithilfe eines Visitors zu sehen. Das Beispiel aus Code 3.1 wird hier fortgeführt.

```
file
     ./verbose_dt_simple_ast_gen_array_decl_and_alloc.dt_simple
     decls_defs
 4
5
       decl_def
         struct_decl
           name
                        st
           struct_params
 8
9
             alloc
               pntr_decl
10
                  pntr_deg
                  array_decl
                    array_dims
                      4
14
                      5
                    pntr_decl
16
                      pntr_deg
17
                      array_decl
18
                        array_dims
19
                        type_spec
20
                          prim_dt
                                          int
               name
                             attr
22
       decl_def
23
         fun_def
24
           type_spec
25
             prim_dt
                              void
26
           pntr_deg
27
           name
                        main
28
           fun_params
           decl_exec_stmts
```

```
decl_part
31
                decl_exp_stmt
32
                   alloc
33
                     pntr_decl
                       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
                                                 st
                                   name
46
                     name
                                   var
```

Code 3.4: Ableitungsbaum nach Ableitungsbaum Vereinfachung.

3.2.5 Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes

Nachdem der Ableitungsbaum in Unterkapitel 3.2.4 vereinfacht wurde, ist der vereinfachte Ableitungsbaum in Code 3.4 nun dazu geeignet, um mit einem Transformer (Definition 2.38) 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 3.4 rauskommen.

Die Implementierung des **Transformers** aus dem **Lark Parsing Toolkit** ist unter Link¹⁴ 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 2.38 erklärt wurde.

Den Teilbaum, der rechts in Abbildung 3.4 den Datentyp darstellt, würde man von oben-nach-unten¹⁵ 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.

 $^{^{14} \}verb|https://github.com/lark-parser/lark/blob/d03f32be7f418dc21cfa45acc458e67fe0580f60/lark/visitors.py.$

¹⁵In der Informatik wachsen Bäume von oben-nach-unten, von der Wurzel zur den Blättern, bzw. in diesem Beispiel von links-nach-rechts.



Abbildung 3.4: Generierung eines Abstrakten Syntaxbaumes ohne Umdrehen.

Der Abstrakte Syntaxbaum rechts in Abbildung 3.4 ist für die Weiterverarbeitung also ungeeignet, denn für die Adressberechnung bei einer Aneinanderreihung von Zugriffen auf Zeigerelemente, Feldelemente oder Verbundsattribute¹⁶ 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 3.5 zustande, der für die Weiterverarbeitung geeignet ist.

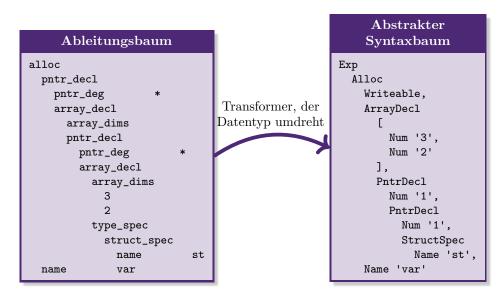


Abbildung 3.5: Generierung eines Abstrakten Syntaxbaumes mit Umdrehen.

Die Weiterverarbeitung des Abstrakten Syntaxbaumes geschieht mithilfe von Passes, welche im Unterkapitel 3.3 genauer beschrieben werden. Da die Knoten des Abstrakten Syntaxbaumes anders als beim

¹⁶Welche in Unterkapitel 3.3.5.2 genauer erläutert wird

Ableitungsbaum nicht die gleichen Bezeichnungen haben, wie Nicht-Terminalsymbole der Konkreten Grammatik, ist es in den folgenden Unterkapiteln 3.2.5.1, 3.2.5.2 und 3.2.5.3 notwendig die Bedeutung der einzelnen PicoC-Knoten, RETI-Knoten und bestimmter Kompositionen dieser Knoten zu dokumentieren. Diese Knoten kommen später im Unterkapitel 3.3 in den unterschiedlichen von den Passes umgeformten Abstrakten Syntaxbäumen vor.

Des Weiteren gibt die Abstrakte Grammatik 3.2.10 in Unterkapitel 3.2.5.4 Aufschluss darüber welche Kompositionen von PicoC-Knoten neben den bereits in Tabelle 3.9 definierten Kompositionen mit Bedeutung insgesamt überhaupt möglich sind.

3.2.5.1 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 sollte¹⁷. Alle PicoC-Knoten, die in den von den verschiedenen Passes generierten Abstrakten Syntaxbäumen vorkommen sind in Tabelle 3.3 mit einem Beschreibungstext dokumentiert.

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.
<pre>Minus(), Not(), DerefOp(), RefOp(), LogicNot()</pre>	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 \land 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.
<pre>Const(), Writeable()</pre>	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.
Placeholder()	Platzhalter für einen Knoten, der diesen später ersetzt.

Tabelle 3.3: PicoC-Knoten Teil 1.

¹⁷Z.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
BinOp(exp, bin_op, exp)	Container für eine binäre Operation: <exp1> <bin_op></bin_op></exp1>
	<exp2>.</exp2>
UnOp(un_op, exp)	Container für eine unäre Operation: <un_op> <exp>.</exp></un_op>
Atom(exp, rel, exp)	Container für eine binäre Relation: <exp1> <re1> <exp2></exp2></re1></exp1>
ToBool(exp)	Container für einen Arithmetischen oder Bitweise Aus-
	druck, wie z.B. 1 + 3 oder einfach nur 3. Aufgrund des Kon-
	text 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,	Container für eine Allokation <type_qual> <datatype></datatype></type_qual>
local_var_or_param)	<pre><name> mit den Attributen type_qual, datatype und name,</name></pre>
	die alle Informationen für einen Eintrag in der Symbolta-
	belle enthalten. Zudem besitzt er ein verstecktes Attribut
	local_var_or_param, dass die Information trägt, ob es sich bei
	der Variable um eine Lokale Variable oder einen Parame-
	ter 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.
E-m (deteture e dete)	Container für einen beliebigen Ausdruck, dessen Ergebnis
<pre>Exp(exp, datatype, error_data)</pre>	auf den Stack geschrieben werden soll. Zudem besitzt er 2
	versteckte Attribute, wobei datatype einen Datentyp trans-
	portiert, 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 Verbundsattri-
	buts, eines Feldelements etc., der $num + 2$ Speicherzellen
	relativ zum BAF-Register steht.
Global(num)	Holt sich den Wert einer Variable, eines Verbundsattri-
	buts, eines Feldelements etc., der num Speicherzellen relativ
	zum DS-Register steht.
PntrDecl(num, datatype)	Container, der für den Zeigerdatentyp steht: <prim_dt></prim_dt>
	* <var>. Hierbei gibt das Attribut num die Anzahl zusammengefasster Zeiger an und datatype ist der Datentyp,</var>
	auf den der letzte dieser Zeiger zeigt.
Ref(exp, datatype, error_data)	Steht für die Anwendung des Referenz-Operators & <var>,</var>
ner(exp, datatype, error_data)	der die Adresse einer Location (Definition 2.49) 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 Zeiger-
	datentyp: <var>[<i>]. Hierbei ist exp1 ein angehängtes weite-</i></var>
	res Subscr(exp1, exp2), Deref(exp1, exp2), Attr(exp, name)
	oder Name('var') und exp2 ist der Index auf den zugegriffen
	werden soll.

Tabelle 3.4: PicoC-Knoten Teil 2.

PiocC-Knoten	Beschreibung
ArrayDecl(nums, datatype)	Container, der für den Felddatentyp steht: <prim_dt></prim_dt>
, , , , , , , , , , , , , , , , , , ,	<pre><var>[<i>]. Hierbei ist das Attribut nums eine Liste von</i></var></pre>
	Num('x'), welche die Dimensionen des Felds angibt und
	datatype ist ein Unterdatentyp (Definition 3.9).
Array(exps, datatype)	Container für den Initialisierer eines Feldes, z.B. {{1, 2},
7 • 1 • • • • • • • • • • • • • • • • • • •	{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 Zeiger-
-	datentyp: <var>[<i>]. Hierbei ist exp1 ein angehängtes weite-</i></var>
	res 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
	<pre><name>. Hierbei legt das Attribut name fest, welchen selbst</name></pre>
	definierten Verbundstyp dieser Knoten spezifiziert.
Attr(exp, name)	Container für den Zugriff auf ein Verbundsattribut:
	<pre><var>.<attr>. Hierbei kann exp eine angehängte weitere</attr></var></pre>
	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.
Struct(assigns, datatype)	Container für den Initialisierer eines Verbundes, z.B {.<
	attr1>={1,2},. <attr2>={3,4}}, dessen Attribut assigns eine</attr2>
	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 Lo-
	gischen Ausdruck. Des Weiteren besitzt er ein verstecktes
	Attribut datatype, welches für den PicoC-ANF Pass Infor-
	mationen transportiert, die für Fehlermeldungen wichtig
	sind.
StructDecl(name, allocs)	Container für die Deklaration eines selbstdefinierten Ver-
	bundstyps, z.B. struct <var> {<datatype> <attr1>; <datat< td=""></datat<></attr1></datatype></var>
	ype> <attr2>;};. Hierbei ist name der Bezeichner des Ver-</attr2>
	bundstyps und allocs eine Liste von Bezeichnern der Ver-
	bundsattribute 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> } in-</stmts></exp>
II (exp, States)	klusive 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></stmts1></exp>
	} else { <stmts2> } inklusive Bedingung exp und 2 Bran-</stmts2>
	ches stmts1 und stmts2, die zwei Alternativen Darstellen in
	denen jeweils Listen von Anweisungen stehen.
While(exp, stmts)	Container für eine While-Anweisung while(<exp>) {</exp>
•	<pre><stmts> } inklusive Bedingung exp und einem Branch</stmts></pre>
	stmts, indem eine Liste von Anweisungen steht.
DoWhile(exp, stmts)	Container für eine Do-While-Anweisung do { <stmts> }</stmts>
• .	while(<exp>); inklusive Bedingung exp und einem Branch</exp>
	stmts, indem eine Liste von Anweisungen steht.
	<u> </u>

PiocC-Knoten	Beschreibung
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,</exp>
	dessen Ergebnis von der Return-Anweisung zurückgegeben
	wird.
FunDecl(datatype, name, allocs)	Container für eine Funktionsdeklaration <datatype></datatype>
•	<pre><fun_name>(<datatype> <param1>, <datatype> <param2>), wo-</param2></datatype></param1></datatype></fun_name></pre>
	bei 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,
EurDof(dototuro nomo ollogo	name) dient dabei als Container für die Parameter in allocs. Container für eine Funktionsdefinition <datatype></datatype>
<pre>FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)</pre>	<pre><fun_name>(<datatype> <pre> <fun_name>(<datatype> <pre></pre></datatype></fun_name></pre></datatype></fun_name></pre>
202	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
G. 1W 22 ()	für die Parameter in allocs.
StackMalloc(num) NewStackframe(fun_name,	siehe Tabelle 3.22 siehe Tabelle 3.22
goto_after_call)	Siene Tabene 0.22
RemoveStackframe()	siehe Tabelle 3.22
File(name, decls_defs_blocks)	Container der eine Datei repräsentiert, wobei name der Da-
	teiname der Datei ist und decls_defs_blocks eine Liste von Funktionen bzw. Blöcken ist.
Block(name, stmts_instrs, instrs_before,	Container für Anweisungen, wobei das Attribut name der
<pre>num_instrs, param_size, local_vars_size)</pre>	Bezeichner des Labels (Definition 5.2) des Blocks ist und
	stmts_instrs eine Liste von Anweisungen oder Befeh- len 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 vor-
	aussichtliche Anzahl an Speicherzellen aufaddiert, die für
	die lokalen Variablen der Funktion belegt werden müssen.
SingleLineComment(prefix, content)	Container für einen Kommentar (//, /* <comment> */), den der Compiler selbst während des Kompiliervorgangs er-</comment>
	stellt, damit die Zwischenschritte der Kompilierung und
	auch der finale RETI-Code bei Betrachtung ausgegebener
	Abstrakter Syntaxbäume der verschiedenen Passes leich-
	ter 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.

Anmerkung Q

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.

3.2.5.2 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 3.2.5.1 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 3.2.5.1 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.</instrs></name>
Instr(op, args)	Container für einen Befehl: <op> <args>. Hierbei ist op eine Operation und args eine Liste von Argumenten für diese Operation.</args></op>
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.</im></rel>
Int(num)	Container für den Aufruf einer Interrupt-Service-Routine: INT <im>. Hierbei ist num die Interruptvektornummer (IVN) für die passende Adresse in der Interruptvektortabelle, in der die Adresse der Interrupt-Service-Routine (ISR) steht, die man aufrufen will.</im>
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.</reg></name>

^a C. Scholl, "Betriebssysteme"

Tabelle 3.7: RETI-Knoten, Teil 1.

RETI-Knoten	Beschreibung
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()	Return-From-Interrupt Operation: RTI.
Pc(), In1(), In2(), Acc(), Sp(), Baf(), Cs(), Ds()	Register reg: PC, IN1, IN2, ACC, SP, BAF, CS, DS.

^a C. Scholl, "Betriebssysteme"

Tabelle 3.8: RETI-Knoten, Teil 2.

3.2.5.3 Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung

In Tabelle 3.9 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 Num('addr') + 2 Speicherzellen relativ zum BAF-Register steht auf den Stack.
<pre>Ref(Subscr(Stack(Num('addr1')), Stack(Num('addr2'))), datatype)</pre>	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.

 $\textbf{Tabelle 3.9:}\ \textit{Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung, Teil 1.}$

Komposition	Beschreibung
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.
<pre>Assign(Stack(Num('size'))), Global(Num('addr')))</pre>	Schreibt Num('size') viele Speicherzellen, die Num('add r') viele Speicherzellen relativ zum DS-Register stehen, versetzt genauso auf den Stack.
<pre>Assign(Stack(Num('size')), Stackframe(Num('addr')))</pre>	Schreibt Num('size') viele Speicherzellen, die Num('addr') + 2 viele Speicherzellen relativ zum BAF-Register stehen, versetzt genauso auf den Stack.
<pre>Assign(Stack(Num('addr1')), Stack(Num('addr2')))</pre>	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.
<pre>Assign(Global(Num('addr')), Stack(Num('size')))</pre>	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.
<pre>Assign(Stackframe(Num('addr')), Stack(Num('size')))</pre>	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.
<pre>Exp(Global(Num('addr'))</pre>	Speichert Inhalt der Speicherzelle, die Num('addr') Speicherzellen relativ zum DS-Register steht auf den Stack.
<pre>Exp(Stackframe(Num('addr'))</pre>	Speichert Inhalt der Speicherzelle, die Num('addr') + 2 Speicherzellen relativ zum BAF-Register steht auf den Stack.
<pre>Exp(Stack(Num('addr')))</pre>	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.
<pre>Exp(Reg(reg))</pre>	Schreibt den aktuellen Wert des Registers reg auf den Stack.
<pre>Exp(GoTo(name)) Instr(Loadi(), [Reg(reg), GoTo(Name('addr@next_instr'))])</pre>	siehe Tabelle 3.22 siehe Tabelle 3.22

 $\textbf{Tabelle 3.10:}\ \textit{Kompositionen von PicoC-Knoten und RETI-Knoten mit besonderer Bedeutung, Teil 2.}$

Anmerkung Q

Um die obige Tabelle 3.9 nicht mit unnötig viel repetetiven Inhalt zu füllen, wurden die zahlreichen Kompositionen ausgelassen, bei denen einfach nur ein $\exp i, i := "1" \mid "2" \mid \varepsilon$ durch $\operatorname{Stack}(\operatorname{Num}('x')), x \in \mathbb{N}$ 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\overline{\rm Wie~z.B.~bei~BinOp(Stack(Num('2')),~Add()},~Stack(Num('1'))). ^bWie~z.B.~bei~Exp(Num('42')).
```

3.2.5.4 Abstrakte Grammatik

Die Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PicoC} ist in Grammatik 3.2.10 dargestellt.

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

Grammatik 3.2.10: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC} in ASF

3.2.5.5 Codebeispiel

In Code 3.5 ist der Abstrakte Syntaxbaum zu sehen, der aus dem vereinfachten Ableitungsbaum aus Code 3.4 mithilfe eines Transformers (Definition 2.38) generiert wurde. Das Beispiel aus Code 3.1 wird hier fortgeführt.

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

Code 3.5: Aus einem vereinfachtem Ableitungsbaum generierter Abstrakter Syntaxbaum.

3.2.5.6 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 $_repr_()^{18}$ 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 ; 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 UpperCamelCase¹⁹ 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 3.2.8 darstellen, welche in snake_case geschrieben sind.

3.3 Code Generierung

Nach der Generierung eines Abstrakten Syntaxbaums als Ergebnis der Lexikalischen und Syntaktischen Analyse in Unterkapitel 3.2.5, 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 3.2.10 spezifiziert ist in einen semantisch gleichen Abstrakten Syntaxbaum der Sprache L_{RETI} umzuformen, der durch die Abstrakte Grammatik 3.3.9 spezifiziert ist. In T-Diagramm-Notation (siehe Unterkapitel 2.1.1) lässt sich das darstellen, wie in Abbildung 3.6.

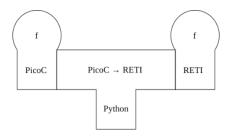


Abbildung 3.6: Kompiliervorgang Kurzform.

¹⁸Spezielle Methode, die immer aufgerufen wird, wenn das Objekt, dass in Besitz dieser Methode ist als Zeichenkette mittels print() oder zur Repräsentation ausgegeben werden soll.

¹⁹Naming convention (programming).

Das gerade angesprochene Problem lässt sich, wie in Unterkapitel 2.5 bereits beschrieben vereinfachen, indem man das Problem in mehrere Passes (Definition 2.43) aufteilt, die jeweils ein überschaubares Teilproblem lösen. Man nähert sich Schrittweise immer mehr der Syntax der Sprache L_{RETI} an.

In Abbildung 3.7 ist das T-Diagramm aus Abbildung 3.6 detailierter dargestellt. Das T-Diagramm gibt einen Überblick über alle Passes und wie diese in der Pipe-Architektur (Definition 2.1) des PicoC-Compilers 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.

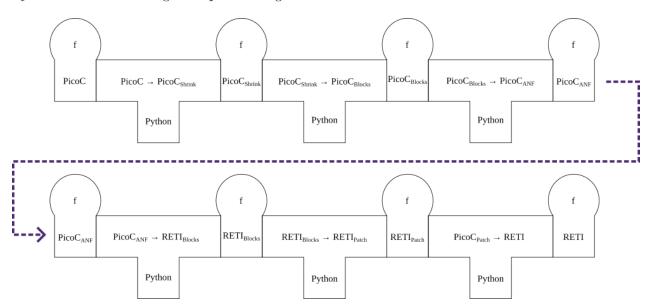


Abbildung 3.7: Architektur mit allen Passes ausgeschrieben.

Im Unterkapitel 3.3.1 werden die unterschiedlichen Passes des PicoC-Compilers erklärt. In den darauffolgenden Unterkapiteln 3.3.2, 3.3.3, 3.3.4 und 3.3.6 zu Zeigern, Feldern, Verbunden und Funktionen werden einzelne Aspekte, die Thema dieser Bachelorarbeit sind genauer betrachtet und erklärt, die im Unterkapitel 3.3.1 nicht vertieft wurden. Viele der verwendenten Ansätze zur Lösung dieser Probleme basieren auf der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" und wurden in dieser Bachelorarbeit weiter ausgearbeitet, wo es nötig war, sodass diese mit dem PicoC-Compiler auch in der Praxis implementiert werden konnten.

3.3.1 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 Aspekte²⁰ der Bachelorarbeit wichtig.

Auf jedes Detail der einzelnen Passes wird in diesem Unterkapitel allerdings nicht eingegangen, da diese einerseits in den Unterkapiteln 3.3.2, 3.3.3, 3.3.4 und 3.3.6 zu Zeigern, Feldern, Verbunden und Funktionen im Detail erklärt sind und andererseits viele Aufgaben dieser Passes eher dem Bachelorprojekt zuzurechnen sind.

²⁰In kurz: Zeiger, Felder, Verbunde und Funktionen.

3.3.1.1 PicoC-Shrink Pass

Die Aufgabe des PicoC-Shrink Pass ist in Unterkapitel 3.3.2.2 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]²¹.

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.

3.3.1.1.1 Abstrakte Grammatik

Die Abstrakte Grammatik 3.3.1 der Sprache L_{PicoC_Shrink} ist fast identisch mit der Abstrakten Grammatik 3.2.10 der Sprache L_{PicoC} , 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 3.3.1 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 bin_op exp	::= ::= ::=	$\begin{array}{c cccc} Minus() & & Not() \\ Add() & & Sub() & & Mul() & & Div() & & Mod() \\ Oplus() & & And() & & Or() \\ Name(\langle str \rangle) & & Num(\langle str \rangle) & & Char(\langle str \rangle) \\ BinOp(\langle exp \rangle, \langle bin_op \rangle, \langle exp \rangle) & & Call(Name('input'), Empty()) \\ Call(Name('print'), \langle exp \rangle) & & Exp(\langle exp \rangle) \end{array}$	L_Arith_Bit
un_op rel bin_op exp	::= ::= ::=	$\begin{array}{c cccc} LogicNot() & & & \\ Eq() & NEq() & Lt() & LtE() & Gt() & GtE() \\ LogicAnd() & LogicOr() & & \\ Atom(\langle exp \rangle, \langle rel \rangle, \langle exp \rangle) & ToBool(\langle exp \rangle) & & \end{array}$	L_Logic
type_qual datatype exp stmt	::= ::= ::=	$Const() \mid Writeable() \\ IntType() \mid CharType() \mid VoidType() \\ Alloc(\langle type_qual \rangle, \langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle)) \\ Assign(\langle exp \rangle, \langle exp \rangle)$	L_Assign_Alloc
$\begin{array}{c} datatype \\ exp \end{array}$::=	$PntrDecl(Num(\langle str \rangle), \langle datatype \rangle)$ $Deref(\langle exp \rangle, \langle exp \rangle) \mid Ref(\langle exp \rangle)$	L_Pntr
datatype exp	::=	$\begin{array}{c c} ArrayDecl(Num(\langle str \rangle)+,\langle datatype \rangle) \\ Subscr(\langle exp \rangle,\langle exp \rangle) & Array(\langle exp \rangle+) \end{array}$	L_Array
datatype exp decl_def	::= ::= ::=	$StructSpec(Name(\langle str \rangle)) \\ Attr(\langle exp \rangle, Name(\langle str \rangle)) \\ Struct(Assign(Name(\langle str \rangle), \langle exp \rangle) +) \\ StructDecl(Name(\langle str \rangle), \\ Alloc(Writeable(), \langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle)) +) \\$	L_Struct

Grammatik 3.3.1: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Shrink} in ASF, Teil 1.

²¹Wobei *pntr und pntr[0] einander entsprechen.

stmt	::=	$If(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *)$ $IfElse(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *, \langle stmt \rangle *)$	L_If_Else
stmt	::=	$While(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *) \\ DoWhile(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *)$	L_Loop
	::=	$Call(Name(\langle str \rangle), \langle exp \rangle *)$ $Return(\langle exp \rangle)$ $FunDecl(\langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle),$ $Alloc(Writeable(), \langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle)) *)$ $FunDef(\langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle),$ $Alloc(Writeable(), \langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle)) *, \langle stmt \rangle *)$	L_Fun
file	::=	$File(Name(\langle str \rangle), \langle decl_def \rangle *)$	L _ $File$

Grammatik 3.3.2: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Shrink} in ASF, Teil 2.

Anmerkung 9

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.

3.3.1.1.2 Codebeispiel

In den nächsten Unterkapiteln wird das Beispiel in Code 3.6 zur Anschauung der verschiedenen Passes verwendet. Im Code 3.6 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 C. 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 3.6 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 Link²², 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 3.3.2, 3.3.3, 3.3.4 und 3.3.6 zu Zeigern, Feldern, Verbunden und Funktionen mit eigenen Codebeispielen genauer erklärt und alle sonstigen Details sind dem Bachelorprojekt zuzuordnen, dessen Aspekte in dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit nicht im Detail erläutert werden.

```
1 // based on a example program from Christoph Scholl's Operating Systems lecture
2
```

²²https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/tree/new_architecture/tests.

```
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 3.6: PicoC Code für Codebespiel.

In Code 3.7 sieht man den Abstrakten Syntaxbaum, der in der Syntaktischen Analyse generiert wurde.

```
File
    Name './example_faculty_it.ast',
       FunDef
         IntType 'int',
         Name 'faculty',
           Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('n'))
9
10
11
           Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('res')), Num('1')),
12
13
             Num '1',
14
             Ε
15
               Ιf
                 Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')),
18
                   Return(Name('res'))
19
20
               Assign(Name('res'), BinOp(Name('n'), Mul('*'), Name('res')))
               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
    ]
```

Code 3.7: Abstrakter Syntaxbaum für Codebespiel.

Im PicoC-Shrink Pass ändert sich nichts im Vergleich zum Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.7, 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 3.7.

3.3.1.2 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.

3.3.1.2.1 Abstrakte Grammatik

Zur Umsetzung dieses Passes ist es notwendig die Abstrakte Grammatik 3.3.1 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))*, $\langle block \rangle$ *) ist nun ein Container für Blöcke Block(Name(str), stmt*) und keine Anweisungen stmt mehr. Das resultiert in der Abstrakten Grammatik 3.3.3 der Sprache L_{PicoC_Blocks} .

stmt	::=	$SingleLineComment(\langle str \rangle, \langle str \rangle) \mid RETIComment()$	$L_{-}Comment$
un_op bin_op	::=	$Minus() \mid Not()$ $Add() \mid Sub() \mid Mul() \mid Div() \mid Mod()$ $Oplus() \mid And() \mid Or()$	L_Arith_Bit
exp $stmt$::=	$Name(\langle str \rangle) \mid Num(\langle str \rangle) \mid Char(\langle str \rangle)$ $BinOp(\langle exp \rangle, \langle bin_op \rangle, \langle exp \rangle)$ $UnOp(\langle un_op \rangle, \langle exp \rangle) \mid Call(Name('input'), Empty())$ $Call(Name('print'), \langle exp \rangle)$ $Exp(\langle exp \rangle)$	
un_op rel bin_op exp	::= ::= ::=	$\begin{array}{c cccc} LogicNot() & & & & \\ Eq() & & NEq() & & Lt() & & LtE() & & Gt() & & GtE() \\ LogicAnd() & & LogicOr() & & & \\ Atom(\langle exp \rangle, \langle rel \rangle, \langle exp \rangle) & & ToBool(\langle exp \rangle) & & & \end{array}$	L_Logic
type_qual datatype exp stmt	::= ::= ::=	$Const() \mid Writeable() \\ IntType() \mid CharType() \mid VoidType() \\ Alloc(\langle type_qual \rangle, \langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle)) \\ Assign(\langle exp \rangle, \langle exp \rangle)$	L_Assign_Alloc
$\begin{array}{c} datatype \\ exp \end{array}$::=	$PntrDecl(Num(\langle str \rangle), \langle datatype \rangle)$ $Ref(\langle exp \rangle)$	L_Pntr
$\begin{array}{c} datatype \\ exp \end{array}$::=	$\begin{array}{c c} ArrayDecl(Num(\langle str \rangle)+, \langle datatype \rangle) \\ Subscr(\langle exp \rangle, \langle exp \rangle) & Array(\langle exp \rangle +) \end{array}$	L_Array
datatype exp decl_def	::= ::= ::=	$StructSpec(Name(\langle str \rangle)) \\ Attr(\langle exp \rangle, Name(\langle str \rangle)) \\ Struct(Assign(Name(\langle str \rangle), \langle exp \rangle) +) \\ StructDecl(Name(\langle str \rangle), \\ Alloc(Writeable(), \langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle)) +) \\$	L_Struct
stmt	::=	$If(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *)$ $IfElse(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *, \langle stmt \rangle *)$	L_If_Else
stmt	::=	$While(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *) $ $DoWhile(\langle exp \rangle, \langle stmt \rangle *)$	L_Loop

Grammatik 3.3.3: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Blocks} in ASF, Teil 1.

```
Call(Name(\langle str \rangle), \langle exp \rangle *)
                                                                                                                                 L_Fun
exp
                  ::=
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
                  ::=
                           GoTo(Name(\langle str \rangle))
stmt
                  ::=
file
                  ::=
                           File(Name(\langle str \rangle), \langle decl\_def \rangle *)
                                                                                                                                 L\_File
```

Grammatik 3.3.4: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_Blocks} in ASF, Teil 2.

Anmerkung Q

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.

^aD.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.

3.3.1.2.2 Codebeispiel

In Code 3.8 sieht man den aus dem Abstrakten Syntaxbaum aus Code 3.7 mithilfe des PicoC-Blocks Pass resultierenden Abstrakten Syntaxbaum. Es wird das Beispiel in Code 3.6 aus Unterkapitel 3.3.1.1 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
 2
     Name './example_faculty_it.picoc_blocks',
     Γ
 4
       FunDef
 5
         IntType 'int',
         Name 'faculty',
 7
8
           Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('n'))
         ],
10
         Γ
11
           Block
12
             Name 'faculty.6',
13
14
                Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('res')), Num('1'))
15
                // While(Num('1'), [])
                GoTo(Name('condition_check.5'))
16
17
             ],
18
           Block
19
             Name 'condition_check.5',
20
             Γ
21
                IfElse
22
                 Num '1',
23
24
                    GoTo(Name('while_branch.4'))
25
                 ],
26
27
                    GoTo(Name('while_after.1'))
28
             ],
29
30
           Block
31
             Name 'while_branch.4',
32
             Γ
33
                // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), []),
34
                  Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')),
```

```
Ε
37
                    GoTo(Name('if.3'))
38
                  ],
39
                  Ε
40
                    GoTo(Name('if_else_after.2'))
                  ٦
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')))
                GoTo(Name('condition_check.5'))
53
             ],
54
55
           Block
56
              Name 'while_after.1',
57
              58
         ],
59
       FunDef
60
         VoidType 'void',
61
         Name 'main',
62
         [],
63
         Γ
64
           Block
65
              Name 'main.0',
                Exp(Call(Name('print'), [Call(Name('faculty'), [Num('4')])))
67
68
69
         ]
     ]
```

Code 3.8: PicoC-Blocks Pass für Codebespiel.

3.3.1.3 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 2.52) und damit auch in Monadischer Normalform (Definition 2.48) ist. Um Redundanz zu vermeiden, wird zur Erklärung der A-Normalform auf Unterkapitel 2.5.2 verwiesen und zur Erklärung der Monadischen Normalform auf Unterkapitel 2.48 verwiesen.

Zudem wird eine Symboltabelle (Definition 3.8) verwendet. In der Symboltabelle werden Symboltabelleneinträge erstellt, deren Attribute Informationen transportieren, die später im Kompiliervorgang wichtig sind. Die Verwendungszwecke der Attribute eines Symboltabelleneinträges werden in Tabelle 3.11 erklärt. Beim Erstellen eines Eintrags, wird ein Suffix @scope an den Schlüssel des Assoziativen Feldes, durch welchem eine Symboltabelle üblicherweise umgesetzt wird angehängt. Damit wird die Zugehörigkeit zu einem bestimmten Sichtbarkeitsbereich von z.B. einer Funktion oder zu einem bestimmten Verbundstyp umgesetzt. Im Unterkapitel 3.3.6.2 wird die Umsetzung von Sichtbarkeitsbereichen im Zusammenhang mit Funktionen genauer erklärt. Im Unterkapitel 3.3.4.1 wird die Umsetzung der Zugehörigkeit eines

Verbundsattributes zu einem bestimmen Verbundstyp genauer eklärt²³.

Bezeichnung des Attributs	Verwendung
type qualifier	Type Qualifier, wie Const() oder Writeable() für eine nicht beschreibbare Konstante (z.B. const int var = 42) oder beschreibbare Variable, bei Nicht-Angabe von const (z.B. int var).
datatype	Datentyp, Funktionsprototyp (Definition 1.6).
name	Bezeichner von Konstanten, Variablen, Funktionen, Datentyp usw. Bei Variablen, Konstanten und Verbundsattributen wird ein Suffix @scope angehängt, der die Zugehörigkeit zum Sichtbarkeitsbereich von z.B. einer bestimmten Funktion oder zu einem bestimmten Verbundstyp darstellt.
value or adress	Wert einer Konstanten. Adresse einer Variablen oder Funktion. Bei der Deklaration eines Verbundstyps werden seine Verbundsattribute als Liste in diesem Attribut abgespeichert.
position	Position des Lexemes für weches dieser Symboltabelleneintrag angelegt wird, mit Zeilennummer und Spaltennummer innerhalb der Textdatei eines Programms.
size	Anzahl Speicherzellen, die eine Variable oder ein Verbundsattribut eines Verbundstyps belegt.

Tabelle 3.11: Attribute eines Symboltabelleneintrags.

Definition 3.8: Symboltabelle

Z

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.^b

 $^a\mathrm{In}$ der Code Generierung werden Bezeichner als Symbole bezeichnet.

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 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.

 $[^]bSymboltabelle.$

²³Was auch als eine Form von Sichtbarkeitsbereich angesehen werden kann.

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 für die Lexikalische Analyse G_{Lex} (siehe 3.1.1) 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.

3.3.1.3.1 Abstrakte Grammatik

Zur Umsetzung dieses Passes ist es notwendig die Abstrakte Grammatik 3.3.3 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 2.5.2 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 neue Knoten eingeführt wurden. Das ganze resultiert in der Abstrakten Grammatik 3.3.5 der Sprache L_{PicoC_ANF} .

88

²⁴Im Unterkapitel 3.3.6 wird das Auflösen von Funktionen genauer erklärt.

```
SingleLineComment(\langle str \rangle, \langle str \rangle)
                                                                                  RETIComment()
                                                                                                                                             L_{-}Comment
stmt
                 ::=
                                                                                                                                             L_Arith_Bit
un\_op
                 ::=
                         Minus()
                                              Not()
bin\_op
                 ::=
                         Add()
                                        Sub()
                                                        Mul() \mid Div() \mid
                                                                                         Mod()
                         Oplus()
                                       And()
                                                        Or()
                                                                       Char(\langle str \rangle)
                         Name(\langle str \rangle) \mid Num(\langle str \rangle)
                                                                                                    Global(Num(\langle str \rangle))
exp
                 ::=
                          Stackframe(Num(\langle str \rangle))
                                                                  | Stack(Num(\langle str \rangle))|
                          BinOp(Stack(Num(\langle str \rangle)), \langle bin\_op \rangle, Stack(Num(\langle str \rangle)))
                         UnOp(\langle un\_op \rangle, Stack(Num(\langle str \rangle))) \mid Call(Name('input'), Empty())
                         Call(Name('print'), \langle exp \rangle)
                          Exp(\langle exp \rangle)
                         LogicNot()
un\_op
                 ::=
                                                                                                                                             L\_Logic
rel
                         Eq() \mid NEq() \mid Lt() \mid LtE() \mid Gt() \mid GtE()
                 ::=
bin\_op
                         LogicAnd()
                                               LogicOr()
                 ::=
                         Atom(Stack(Num(\langle str \rangle)), \langle rel \rangle, Stack(Num(\langle str \rangle)))
exp
                 ::=
                         ToBool(Stack(Num(\langle str \rangle)))
type\_qual
                         Const()
                                            Writeable()
                                                                                                                                             L\_Assign\_Alloc
                 ::=
datatype
                         IntType()
                                           CharType()
                                                                    |VoidType()
                 ::=
                         Alloc(\langle type\_qual \rangle, \langle datatype \rangle, Name(\langle str \rangle))
exp
                 ::=
stmt
                         Assign(Global(Num(\langle str \rangle)), Stack(Num(\langle str \rangle)))
                 ::=
                          Assign(Stack frame(Num(\langle str \rangle)), Stack(Num(\langle str \rangle)))
                          Assign(Stack(Num(\langle str \rangle)), Global(Num(\langle str \rangle)))
                          Assign(Stack(Num(\langle str \rangle)), Stackframe(Num(\langle str \rangle)))
                         PntrDecl(Num(\langle str \rangle), \langle datatype \rangle)
                                                                                                                                             L_{-}Pntr
datatype
                 ::=
                          Ref(Global(\langle str \rangle)) \mid Ref(Stackframe(\langle str \rangle))
                          Ref(Subscr(\langle exp \rangle, \langle exp \rangle \mid Ref(Attr(\langle exp \rangle, Name(\langle str \rangle)))))
                         ArrayDecl(Num(\langle str \rangle)+, \langle datatupe \rangle)
                                                                                                                                             L_-Array
datatupe
                 ::=
                 ::=
                         Subscr(\langle exp \rangle, Stack(Num(\langle str \rangle)))
                                                                                  Array(\langle exp \rangle +)
exp
                         StructSpec(Name(\langle str \rangle))
                                                                                                                                             L_-Struct
datatype
                 ::=
                          Attr(\langle exp \rangle, Name(\langle str \rangle))
exp
                 ::=
                         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)) + )
                          IfElse(Stack(Num(\langle str \rangle)), \langle stmt \rangle *, \langle stmt \rangle *)
                                                                                                                                             L_If_Else
stmt
                 ::=
                                                                                                                                             L_{-}Fun
                         Call(Name(\langle str \rangle), \langle exp \rangle *)
exp
                 ::=
                         StackMalloc(Num(\langle str \rangle)) \quad | \quad NewStackframe(Name(\langle str \rangle), GoTo(\langle str \rangle))
                 ::=
stmt
                         Exp(GoTo(Name(\langle str \rangle))) \mid RemoveStackframe()
                         Return(Empty()) \mid 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
                         GoTo(Name(\langle str \rangle))
stmt
                 ::=
                          File(Name(\langle str \rangle), \langle block \rangle *)
                                                                                                                                             L_File
file
```

Grammatik 3.3.5: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC_ANF} in ASF, Teil 1.

```
symbol\_table
                                SymbolTable(\langle symbol \rangle *)
                                                                                                                            L_Symbol_Table
                       ::=
                               Symbol(\langle type\_qual \rangle, \langle datatype \rangle, \langle name \rangle, \langle val \rangle, \langle pos \rangle, \langle size \rangle)
symbol
                       ::=
type\_qual
                               Empty()
                       ::=
                               BuiltIn()
                                                      SelfDefined()
datatype
                       ::=
name
                               Name(\langle str \rangle)
                       ::=
                               Num(\langle str \rangle)
val
                                                     \perp Empty()
                               Pos(Num(\langle str \rangle), Num(\langle str \rangle)) \mid Empty()
                       ::=
pos
                                Num(\langle str \rangle)
size
                                                         Empty()
```

Grammatik 3.3.6: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{PiocC ANF} in ASF, Teil 2.

3.3.1.3.2 Codebeispiel

In Code 3.9 sieht man die als Abstrakter Syntaxbaum umgesetzte Symboltabelle, in der alle Variablen und Funktionen aus dem weitergeführten Beispiel in Code 3.6 aus Unterkapitel 3.3.1.1 einen Eintrag haben.

```
SymbolTable
     Γ
       Symbol
 4
         {
                                     Empty()
           type qualifier:
 6
                                     FunDecl(IntType('int'), Name('faculty'), [Alloc(Writeable(),
           datatype:
               IntType('int'), Name('n'))])
                                     Name('faculty')
           name:
 8
           value or address:
                                     Empty()
                                     Pos(Num('3'), Num('4'))
           position:
10
           size:
                                     Empty()
11
         },
12
       Symbol
13
         {
14
           type qualifier:
                                     Writeable()
15
           datatype:
                                     IntType('int')
16
                                     Name('n@faculty')
           name:
17
                                     Num('0')
           value or address:
18
                                     Pos(Num('3'), Num('16'))
           position:
19
                                     Num('1')
           size:
20
         },
21
       Symbol
22
         {
23
                                     Writeable()
           type qualifier:
24
                                     IntType('int')
           datatype:
25
                                     Name('res@faculty')
           name:
26
                                     Num('1')
           value or address:
27
           position:
                                     Pos(Num('4'), Num('6'))
28
           size:
                                     Num('1')
29
         },
30
       Symbol
31
         {
32
                                     Empty()
           type qualifier:
33
                                     FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
           datatype:
34
                                     Name('main')
           name:
35
           value or address:
                                     Empty()
                                     Pos(Num('14'), Num('5'))
           position:
```

```
37 size: Empty()
38 }
39 ]
```

Code 3.9: Symboltabelle für Codebespiel.

In Code 3.10 sieht man den aus dem Abstrakten Syntaxbaum aus Code 3.8 mithilfe des PicoC-ANF Pass resultierenden Abstrakten Syntaxbaum. Alle Anweisungen und Ausdrücke sind in A-Normalform, z.B. wird IfElse(exp, stmts1, stmts2) dadurch in A-Normalform gebracht, dass der Komplexe Ausdruck im exp-Attribut in einen Exp(exp)-Knoten eingesetzt und vorgezogen wird (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 Ergebnisse werden dann über Atomare Ausdrücke Stack(Num(str)) vom Stack gelesen (z.B. 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
 2
    Name './example_faculty_it.picoc_mon',
     Γ
 4
       Block
 5
         Name 'faculty.6',
 6
 7
8
           // Assign(Name('res'), Num('1'))
           Exp(Num('1'))
 9
           Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
10
           // While(Num('1'), [])
11
           Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
12
         ],
13
       Block
14
         Name 'condition_check.5',
15
16
           // IfElse(Num('1'), [], [])
17
           Exp(Num('1')),
18
           IfElse
19
             Stack
20
               Num '1',
21
22
               GoTo(Name('while_branch.4'))
23
             ],
24
             Γ
25
               GoTo(Name('while_after.1'))
26
27
         ],
28
       Block
29
         Name 'while_branch.4',
30
31
           // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
32
           // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [], [])
           Exp(Stackframe(Num('0')))
```

```
Exp(Num('1'))
           Exp(Atom(Stack(Num('2')), Eq('=='), Stack(Num('1')))),
35
36
           IfElse
37
             Stack
38
               Num '1',
39
             Γ
40
               GoTo(Name('if.3'))
41
             ],
42
             Ε
43
               GoTo(Name('if_else_after.2'))
44
45
         ],
46
       Block
47
         Name 'if.3',
48
         [
49
           // Return(Name('res'))
50
           Exp(Stackframe(Num('1')))
           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'))))
           Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
60
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
         Γ
76
           StackMalloc(Num('2'))
           Exp(Num('4'))
78
           NewStackframe(Name('faculty.6'), 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
         ]
    ]
```

Code 3.10: Pico C-ANF Pass für Codebespiel.

3.3.1.4 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.

3.3.1.4.1 Abstrakte Grammatik

Die Abstrakte Grammatik 3.3.7 der Sprache L_{RETI_Blocks} ist verglichen mit der Abstrakten Grammatik 3.3.5 der Sprache L_{PicoC_ANF} stark verändert, denn der Großteil der PicoC-Knoten wird in diesem Pass durch semantisch entsprechende RETI-Knoten ersetzt²⁵. 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 3.3.1.6 aufgelöst wird.

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

Grammatik 3.3.7: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{RETI_Blocks} in ASF

3.3.1.4.2 Codebeispiel

In Code 3.11 sieht man den aus dem Abstrakten Syntaxbaum aus Code 3.10 mithilfe des RETI-Blocks Pass resultierenden Abstrakten Syntaxbaum. Es wird das Beispiel aus Unterkapitel 3.6 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.

```
1 File
2  Name './example_faculty_it.reti_blocks',
3  [
4   Block
5   Name 'faculty.6',
6   [
7   # // Assign(Name('res'), Num('1'))
8   # Exp(Num('1'))
9  SUBI SP 1;
```

²⁵Es wurde hiebei zur besseren Lesbarkeit darauf verzichtet, wie üblich alle nicht mehr vorhandenen PicoC-Knoten in rot nochmal hinzuschreiben, um deutlich zu machen, dass diese nicht mehr da sind.

```
LOADI ACC 1;
11
           STOREIN SP ACC 1;
12
           # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
13
           LOADIN SP ACC 1;
14
           STOREIN BAF ACC -3;
15
           ADDI SP 1;
16
           # // While(Num('1'), [])
17
           # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
18
           Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
19
         ],
20
       Block
21
         Name 'condition_check.5',
22
23
           # // IfElse(Num('1'), [], [])
24
           # Exp(Num('1'))
25
           SUBI SP 1;
26
           LOADI ACC 1;
27
           STOREIN SP ACC 1;
28
           # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
29
           LOADIN SP ACC 1;
30
           ADDI SP 1;
31
           JUMP== GoTo(Name('while_after.1'));
32
           Exp(GoTo(Name('while_branch.4')))
33
         ],
34
       Block
35
         Name 'while_branch.4',
36
37
           # // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
38
           # // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [], [])
39
           # Exp(Stackframe(Num('0')))
40
           SUBI SP 1;
41
           LOADIN BAF ACC -2;
42
           STOREIN SP ACC 1;
43
           # Exp(Num('1'))
44
           SUBI SP 1;
45
           LOADI ACC 1;
46
           STOREIN SP ACC 1;
47
           LOADIN SP ACC 2;
48
           LOADIN SP IN2 1;
49
           SUB ACC IN2;
50
           JUMP== 3;
51
           LOADI ACC 0;
52
           JUMP 2;
53
           LOADI ACC 1;
54
           STOREIN SP ACC 2;
55
           ADDI SP 1;
56
           # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
57
           LOADIN SP ACC 1;
58
           ADDI SP 1;
59
           JUMP== GoTo(Name('if_else_after.2'));
60
           Exp(GoTo(Name('if.3')))
61
         ],
62
       Block
63
         Name 'if.3',
64
65
           # // Return(Name('res'))
           # Exp(Stackframe(Num('1')))
```

```
SUBI SP 1;
67
68
           LOADIN BAF ACC -3;
69
           STOREIN SP ACC 1;
70
           # Return(Stack(Num('1')))
           LOADIN SP ACC 1;
           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;
L01
           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'))))
L07
           LOADIN SP ACC 2;
108
           LOADIN SP IN2 1;
109
           SUB ACC IN2;
110
           STOREIN SP ACC 2;
111
           ADDI SP 1;
           # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
L13
           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',
l21
           # Return(Empty())
           LOADIN BAF PC -1;
```

```
],
       Block
.26
         Name 'main.0',
            # StackMalloc(Num('2'))
129
            SUBI SP 2;
130
            # Exp(Num('4'))
            SUBI SP 1;
131
132
           LOADI ACC 4;
133
            STOREIN SP ACC 1;
134
            # NewStackframe(Name('faculty.6'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
135
           MOVE BAF ACC;
136
            ADDI SP 3;
137
           MOVE SP BAF;
138
            SUBI SP 4;
L39
            STOREIN BAF ACC 0;
40
           LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
41
            ADD ACC CS;
            STOREIN BAF ACC -1;
42
L43
            # Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
44
           Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
L45
            # RemoveStackframe()
L46
           MOVE BAF IN1;
L47
            LOADIN IN1 BAF 0;
48
           MOVE IN1 SP;
49
            # Exp(ACC)
            SUBI SP 1;
150
L51
            STOREIN SP ACC 1;
152
           LOADIN SP ACC 1;
153
            ADDI SP 1;
            CALL PRINT ACC;
155
            # Return(Empty())
156
            LOADIN BAF PC -1;
         ]
L57
158
     ]
```

Code 3.11: RETI-Blocks Pass für Codebespiel.

Anmerkung Q

Wenn der Abstrakte Syntaxbaum ausgegeben wird, ist die Darstellung nicht auschließlich in Abstrakter Syntax, da die RETI-Knoten aus bereits im Unterkapitel 3.2.5.6 vermitteltem Grund in Konkreter Syntax ausgegeben werden.

3.3.1.5 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 pr
 üfen, 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 f
 ür die Fehlerart DivisionByZero steht und die Ausf
 ührung des Programmes wird
 beendet. Andernfalls l
 äuft 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 -2²¹ oder größer als 2²¹ 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 -2²¹ und 2²¹ 1 befinden. Im Fall dessen, dass der Immediate allerdings kleiner als -(2³¹) oder größer als 2³¹ 1 ist, wird eine Fehlermeldung TooLargeLiteral ausgegeben.²⁶

3.3.1.5.1 Abstrakte Grammatik

Die Abstrakte Grammatik 3.3.8 der Sprache L_{RETI_Patch} ist im Vergleich zur Abstrakten Grammatik 3.3.7 der Sprache L_{RETI_Blocks} unverändert. Es sind keine neuen Knoten hinzugekommen und keine Knoten wurden abgeändert oder völlig entfernt.

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

Grammatik 3.3.8: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{RETI Patch} in ASF

3.3.1.5.2 Codebeispiel

In Code 3.12 sieht man den aus dem Abstrakten Syntaxbaum aus Code 3.11 mithilfe des RETI-Patch Pass resultierenden Abstrakten Syntaxbaum. Es wird das Beispiel aus Unterkapitel 3.6 weitergeführt. Durch den RETI-Patch Pass wurde hier ein start. <nummer >-Block²⁷ 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 hätten²⁸.

```
1 File
2 Name './example_faculty_it.reti_patch',
```

²⁶Einiges in diesem Pass fällt unter die Themenbereiche des Bachelorprojekts und wird daher nicht genauer erläutert.

²⁷Dieser start.<nummer>-Block wurde im Code 3.12 markiert.

²⁸Diese entfernten GoTo(Name(str))-Knoten wurden in Code 3.12 markiert.

```
Block
         Name 'start.7',
           # // Exp(GoTo(Name('main.0')))
           Exp(GoTo(Name('main.0')))
        ],
10
       Block
11
         Name 'faculty.6',
12
13
           # // Assign(Name('res'), Num('1'))
14
           # Exp(Num('1'))
15
           SUBI SP 1;
16
           LOADI ACC 1;
17
           STOREIN SP ACC 1;
18
           # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
19
           LOADIN SP ACC 1;
20
           STOREIN BAF ACC -3;
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
           # // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
43
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;
           LOADI ACC 1;
```

```
STOREIN SP ACC 2;
61
           ADDI SP 1;
62
           # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
63
           LOADIN SP ACC 1;
           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')))
           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;
01
           STOREIN BAF ACC -3;
102
           ADDI SP 1;
103
           # // Assign(Name('n'), BinOp(Name('n'), Sub('-'), Num('1')))
L04
           # Exp(Stackframe(Num('0')))
105
           SUBI SP 1;
106
           LOADIN BAF ACC -2;
L07
           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;
۱14
           LOADIN SP IN2 1;
115
           SUB ACC IN2;
           STOREIN SP ACC 2;
```

```
ADDI SP 1;
18
            # Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
            LOADIN SP ACC 1;
19
            STOREIN BAF ACC -2;
121
            ADDI SP 1;
            # Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
122
123
            Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
124
         ],
125
       Block
L26
         Name 'while_after.1',
L27
128
            # Return(Empty())
129
            LOADIN BAF PC -1;
130
         ],
131
       Block
132
         Name 'main.0',
133
          Γ
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;
L40
            # NewStackframe(Name('faculty.6'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
41
            MOVE BAF ACC;
42
            ADDI SP 3;
43
            MOVE SP BAF;
44
            SUBI SP 4;
45
            STOREIN BAF ACC 0;
46
            LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
            ADD ACC CS;
.48
            STOREIN BAF ACC -1;
L<mark>4</mark>9
            # Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
L50
            Exp(GoTo(Name('faculty.6')))
L51
            # RemoveStackframe()
152
            MOVE BAF IN1;
153
            LOADIN IN1 BAF 0;
154
            MOVE IN1 SP;
L55
            # Exp(ACC)
            SUBI SP 1;
L56
L57
            STOREIN SP ACC 1;
L58
            LOADIN SP ACC 1;
L59
            ADDI SP 1;
L60
            CALL PRINT ACC;
L61
            # Return(Empty())
162
            LOADIN BAF PC -1;
163
         ]
164
     ]
```

Code 3.12: RETI-Patch Pass für Codebespiel.

3.3.1.6 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 3.3.6.3 genauer erklärt.

3.3.1.6.1 Konkrete und Abstrakte Grammatik

Die Abstrakte Grammatik 3.3.9 der Sprache L_{RETI} hat im Vergleich zur Abstrakten Grammatik 3.3.8 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 3.3.10 und 3.3.11 für jeweils die Lexikalische und Syntaktische Analyse $G_{RETI_Lex} \uplus G_{RETI_Parse}$ beschrieben wird.

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

Grammatik 3.3.9: Abstrakte Grammatik der Sprache L_{RETI} in ASF

```
"1"
                            "2"
                                     "3"
                                                       "5"
                                                                             L_{-}Program
dig\_no\_0
             ::=
                   "7"
                            "8"
                                     "9"
                   "0"
dig\_with\_0
             ::=
                            dig\_no\_0
                   "0"
num
                            dig\_no\_0 dig\_with\_0*
                                                     "-"dig_no_0*
letter
                   "a"..."Z"
             ::=
name
                   letter(letter \mid dig\_with\_0 \mid \_)*
             ::=
                   "ACC"
                                "IN1" | "IN2"
reg
             ::=
                                "CS" | "DS"
                   "BAF"
arg
             ::=
                   reg
                            num
rel
             ::=
                   ">="
                               "\_NOP"
```

Grammatik 3.3.10: Konkrete Grammatik der Sprache L_{RETI} für die Lexikalische Analyse in EBNF

```
"ADDI" reg num |
                                               "SUB" reg arg
instr
            "ADD" 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" req req
            "JUMP"rel num | INT num | RTI
            "CALL" "INPUT" reg | "CALL" "PRINT" reg
            (instr";")*
program
        ::=
```

Grammatik 3.3.11: Konkrete Grammatik der Sprache L_{RETI} für die Syntaktische Analyse in EBNF

3.3.1.6.2 Codebeispiel

In Code 3.13 sieht man den aus dem Abstrakten Syntaxbaum aus Code 3.12 mithilfe des PicoC-Blocks Pass resultierenden Abstrakten Syntaxbaum. Es wird das Beispiel aus Unterkapitel 3.6 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 PicoC-Knoten und RETI-Befehle, die nicht auschließlich aus RETI-Knoten bestanden Exp(GoTo(Name('main.0'))), JUMP== GoTo(Name('while_after.1')), JUMP== GoTo(Name('if_el se_after.2')), Exp(GoTo(Name('condition_check.5'))), LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr')) und Exp(GoTo(Name('faculty.6'))) wurden durch RETI-Befehle ersetzt, welche in Code 3.13 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.

```
1 # // Exp(GoTo(Name('main.0')))
 2 JUMP 67;
 3 # // Assign(Name('res'), Num('1'))
 4 # Exp(Num('1'))
 5 SUBI SP 1;
 6 LOADI ACC 1:
 7 STOREIN SP ACC 1;
 8 # Assign(Stackframe(Num('1')), Stack(Num('1')))
 9 LOADIN SP ACC 1;
10 STOREIN BAF ACC -3;
11 ADDI SP 1;
12 # // While(Num('1'), [])
# Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
14 # // not included Exp(GoTo(Name('condition_check.5')))
15 # // IfElse(Num('1'), [], [])
16 # Exp(Num('1'))
17 SUBI SP 1;
18 LOADI ACC 1;
19 STOREIN SP ACC 1:
20 # IfElse(Stack(Num('1')), [], [])
21 LOADIN SP ACC 1;
22 ADDI SP 1;
23 JUMP== 54;
24 # // not included Exp(GoTo(Name('while_branch.4')))
25 # // If(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [])
26 # // IfElse(Atom(Name('n'), Eq('=='), Num('1')), [], [])
27 # Exp(Stackframe(Num('0')))
28 SUBI SP 1;
29 LOADIN BAF ACC -2;
30 STOREIN SP ACC 1;
31 # Exp(Num('1'))
32 SUBI SP 1;
33 LOADI ACC 1;
34 STOREIN SP ACC 1;
35 LOADIN SP ACC 2;
36 LOADIN SP IN2 1;
37 SUB ACC IN2;
38 JUMP== 3;
39 LOADI ACC 0;
40 JUMP 2;
41 LOADI ACC 1;
42 STOREIN SP ACC 2;
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'))
01 SUBI SP 2;
102 # Exp(Num('4'))
03 SUBI SP 1;
104 LOADI ACC 4;
105 STOREIN SP ACC 1;
O6 # NewStackframe(Name('faculty.6'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
MOVE BAF ACC;
O8 ADDI SP 3;
09 MOVE SP BAF;
10 SUBI SP 4;
11 STOREIN BAF ACC 0;
12 LOADI ACC 80;
13 ADD ACC CS;
14 STOREIN BAF ACC -1;
```

Code 3.13: RETI Pass für Codebespiel.

3.3.2 Umsetzung von Zeigern

Die Umsetzung von Zeigern ist in diesem Unterkapitel schnell erklärt, auch Dank eines kleinen Taschenspielertricks²⁹. Hierbei sind nur die Operationen für Referenzierung und Dereferenzierung in den Unterkapiteln 3.3.2.1 und 3.3.2.2 zu erläutern. Referenzierung kann dazu genutzt werden einen Zeiger zu initialisieren und Dereferenzierung kann dazu genutzt werden, um auf diesen später zuzugreifen.

3.3.2.1 Referenzierung

Die Referenzierung (z.B. &var) ist eine Operation bei der ein Zeiger auf eine Location (Definition 2.49) in Form der Anfangsadresse dieser Location als Ergebnis zurückgegeben wird. Die Umsetzung der Referenzierung wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 3.14 erklärt.

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

Code 3.14: PicoC-Code für Zeigerreferenzierung.

Der Knoten Ref(Name('var'))) repräsentiert im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.15 eine Referenzierung &var und der Knoten PntrDecl(Num('1'), IntType('int')) repräsentiert einen Zeiger *pntr.

```
1
  File
    Name './example_pntr_ref.ast',
2
     Γ
       {\tt FunDef}
         VoidType 'void',
6
7
8
         Name 'main',
         [],
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
         ]
    ]
```

Code 3.15: 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 3.16.

```
Die Anzahl Speicherzellen<sup>a</sup>, die ein Zeiger<sup>b</sup> datatype *pntr belegt ist dabei immer<sup>c</sup>: size(type(pntr)) = 1 Speicherzelle. ^{def}

<sup>a</sup>Die im size-Attribut der Symboltabelle eingetragen ist.

<sup>b</sup>Z.B. ein Zeiger auf ein Feld von Integern: int (*pntr) [3].

<sup>c</sup>Hier wird es der Einfachheit halber so dargestellt, als hätte die Programmiersprache L_{PicoC} nicht die manchmal etwas
```

²⁹Später mehr dazu.

unpraktische Designentscheidung, die eckigen Klammern [] bei der Definition eines Feldes hinter die Variable zu schreiben von $L_{\mathbb{C}}$ 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 1.1 erklärt $4\ Byte$ breit.
- ^eDie Funktion size berechnet die Anzahl Speicherzellen, die ein Datentyp belegt.
- ^fDie Funktion type ordnet einer Variable ihren Datentyp zu. Das ist notwendig, weil die Funktion size als Definitionsmenge Datentypen hat.

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

Code 3.16: Symboltabelle für Zeigerreferenzierung.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.17 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 3.3.5.2 kümmern.³⁰

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

³⁰Die 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.

```
Block
        Name 'main.0',
           // Assign(Name('var'), Num('42'))
           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 3.17: PicoC-ANF Pass für Zeigerreferenzierung.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.18 werden die PicoC-Knoten Ref(Global(Num('0'))) und Assign(Global (Num('1')), Stack(Num('1'))) durch ihre semantisch entsprechenden RETI-Knoten ersetzt.

```
File
     Name './example_pntr_ref.reti_blocks',
       Block
         Name 'main.0',
 7
8
           # // Assign(Name('var'), Num('42'))
           # 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
         ]
    ]
```

Code 3.18: RETI-Blocks Pass für Zeigerreferenzierung.

3.3.2.2 Dereferenzierung

Die Dereferenzierung (z.B. *var) ist eine Operation bei der einem Zeiger zur Location (Definition 2.49) 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 3.19 erklärt.

```
void main() {
  int var = 42;
  int *pntr = &var;
  *pntr;
}
```

Code 3.19: PicoC-Code für Zeigerdereferenzierung.

Der Knoten Deref (Name ('var'), Num ('0'))) repräsentiert im **Abstrakten Syntaxbaum** in Code 3.20 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'))³¹.

```
1
  File
2
    Name './example_pntr_deref.ast',
4
      FunDef
5
         VoidType 'void',
6
7
8
        Name 'main',
         [],
         Γ
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 3.20: Abstrakter Syntaxbaum für Zeigerdereferenzierung.

Im PicoC-Shrink Pass in Code 3.21 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 1.3 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 3.3.3.2 erläutert.³²

³¹Das Num('0') steht dafür, dass dem Zeiger gefolgt wird, aber danach nicht noch mit einem Versatz von der Größe des Unterdatentyps (Definition 3.9) auf eine nebenliegende Location zugegriffen wird.

³²Die 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.

```
Name './example_pntr_deref.picoc_shrink',
4
      FunDef
        VoidType 'void',
        Name 'main',
7
8
        [],
        Γ
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(Subscr(Name('pntr'), Num('0')))
12
13
    1
```

Code 3.21: PicoC-Shrink Pass für Zeigerdereferenzierung.

3.3.3 Umsetzung von Feldern

Bei Feldern ist in diesem Unterkapitel die Umsetzung der Innitialisierung eines Feldes 3.3.3.1, des Zugriffs auf einen Feldindex 3.3.3.2 und der Zuweisung an einen Feldindex 3.3.3.3 zu klären.

3.3.3.1 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 3.22 erklärt.

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

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

Code 3.22: PicoC-Code für die Initialisierung eines Feldes.

Die Initialisierung eines Feldes intar[2][1]={{3+1},{5}} wird im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.23 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.

```
1 File
2  Name './example_array_init.ast',
3  [
4  FunDef
5  VoidType 'void',
6  Name 'fun',
7  [],
8  [
```

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

Code 3.23: 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 kann³³. Das Definieren der Variable ar erfolgt mittels der Symboltabelle, die in Code 3.24 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 3.24 genommen. Dies ist in Tabelle 3.12 für das Beispiel aus Code 3.22 dargstellt. Es wird hier so getann, als würde die Funktion fun ebenfalls aufgerufen werden. Obwohl der Stack zwar verglichen zu den Globalen Statischen Daten in die entgegengesetzte Richtung wächst, haben Felder in den Globalen Statischen Daten und in einem Stackframe auf diese Weise die gleiche Ausrichtung. Das macht den Zugriff auf einen Feldindex in Unterkapitel 3.3.3.2 deutlich unkomplizierter. Auf diese Weise muss beim Zugriff auf einen Feldindex nicht zwischen Stackframe und Globalen Statischen Daten unterschieden werden.

Relativ- adresse	Wert	$\operatorname{Register}$
0	4	$^{\mathrm{CS}}$
1	5	
3	3	
2	4	
1	5	
0	6	
		BAF

Tabelle 3.12: Datensegment nach der Initialisierung beider Felder.

Anmerkung Q

Die Anzahl Speicherzellen, die ein Feld^a datatype $ar[dim_1] \dots [dim_n]$ belegt^b, berechnet sich aus der Mächtigkeit der einzelnen Dimensionen des Feldes und der Anzahl Speicherzellen, die der

³³Das 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}_j\right) \cdot size(\texttt{datatype}).
```

```
SymbolTable
 2
     Γ
 3
       Symbol
 4
         {
           type qualifier:
                                     Empty()
 6
           datatype:
                                     FunDecl(VoidType('void'), Name('fun'), [])
 7
8
           name:
                                     Name('fun')
           value or address:
                                     Empty()
 9
                                     Pos(Num('1'), Num('5'))
           position:
10
                                     Empty()
           size:
11
         },
12
       Symbol
13
         {
14
           type qualifier:
                                     Writeable()
15
           datatype:
                                     ArrayDecl([Num('2'), Num('2')], IntType('int'))
16
                                     Name('ar@fun')
           name:
17
                                     Num('3')
           value or address:
18
           position:
                                     Pos(Num('2'), Num('6'))
19
                                     Num('4')
           size:
20
         },
21
       Symbol
22
23
           type qualifier:
                                     Empty()
24
                                     FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
           datatype:
25
           name:
                                     Name('main')
26
           value or address:
                                     Empty()
27
           position:
                                     Pos(Num('5'), Num('5'))
28
           size:
                                     Empty()
29
         },
30
       Symbol
31
         {
32
                                     Writeable()
           type qualifier:
33
                                     ArrayDecl([Num('2'), Num('1')], IntType('int'))
           datatype:
34
                                     Name('ar@main')
35
                                     Num('0')
           value or address:
36
           position:
                                     Pos(Num('6'), Num('6'))
37
           size:
                                     Num('2')
38
         }
39
     ]
```

Code 3.24: Symboltabelle für die Initialisierung eines Feldes.

Im PiocC-ANF Pass in Code 3.25 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('+'),

 $[^]a$ Die im size-Attribut des Symboltabellene
intrags eingetragen ist.

^bHier 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 $L_{\mathbb{C}}$ übernommen. Es wird so getan, als würde der restliche Datentyp komplett vor der Variable stehen: datatype var.

^cDie Funktion size berechnet die Anzahl Speicherzellen, die ein Datentyp belegt.

^dDie Funktion type ordnet einer Variable ihren Datentyp zu. Das ist notwendig, weil die Funktion size als Definitionsmenge Datentypen hat.

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 schreiben³⁴.

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. der Knoten Assign(Stackframe(Num('3')), Stack(Num('5'))) (für Stackframe) zu den Globalen Statischen Daten bzw. auf den Stackframe geschrieben.³⁵

Zur Veranschaulichung ist in Tabelle 3.13 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 3.14 ist das gleiche, allerdings für die Funktion fun und den Stackframe der Funktion fun dargestellt.

Relativ-	Wert	Register
adresse		
0	4	$^{\mathrm{CS}}$
1	5	
1	5	
2	4	SP
• • •		

Tabelle 3.13: Ausschnitt des Datensegments nach der Initialisierung des Feldes in der main-Funktion.

Relativ- adresse	Wert	$\operatorname{Register}$
1	6	
2	5	
3	4	
4	3	SP
3	3	
2	4	
1	5	
0	6	
		BAF

Tabelle 3.14: 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 Datentyp³⁶ 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.

³⁴Da der Zuweisungsoperator = rechtsassoziativ ist und auch rein logisch, weil man nichts zuweisen kann, was man noch nicht berechnet hat.

³⁵Die 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.

³⁶Z.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.

```
1 File
    Name './example_array_init.picoc_mon',
    Γ
      Block
        Name 'fun.1',
6
7
          // Assign(Name('ar'), Array([Array([Num('3'), Num('4')]), Array([Num('5'),
           → Num('6')])))
          Exp(Num('3'))
9
          Exp(Num('4'))
10
          Exp(Num('5'))
11
          Exp(Num('6'))
12
          Assign(Stackframe(Num('3')), Stack(Num('4')))
13
          Return(Empty())
14
        ],
15
      Block
16
        Name 'main.0',
17
18
          // Assign(Name('ar'), Array([Array([BinOp(Num('3'), Add('+'), Num('1'))]),
           Exp(Num('3'))
19
20
          Exp(Num('1'))
21
          Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
22
          Exp(Num('5'))
23
          Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
24
          Return(Empty())
25
        ]
26
    ]
```

Code 3.25: PicoC-ANF Pass für die Initialisierung eines Feldes.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.26 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.

```
1 File
    Name './example_array_init.reti_blocks',
    Γ
      Block
5
        Name 'fun.1',
6
          # // Assign(Name('ar'), Array([Array([Num('3'), Num('4')]), Array([Num('5'),
           → Num('6')])))
          # Exp(Num('3'))
9
          SUBI SP 1;
10
          LOADI ACC 3;
11
          STOREIN SP ACC 1;
          # Exp(Num('4'))
```

```
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
         Ε
           # // Assign(Name('ar'), Array([Array([BinOp(Num('3'), Add('+'), Num('1'))]),
40

    Array([Num('5')]))))

           # Exp(Num('3'))
           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())
           LOADIN BAF PC -1;
66
67
         ]
68
    ]
```

Code 3.26: RETI-Blocks Pass für die Initialisierung eines Feldes.

3.3.3.2 Zugriff auf einen Feldindex

Die Umsetzung des **Zugriffs auf einen Feldindex** (z.B. ar[0]) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 3.27 erklärt.

Code 3.27: PicoC-Code für Zugriff auf einen Feldindex.

Der Zugriff auf einen Feldindex ar[0] wird im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.28 mithilfe des Knotens Subscr(Name('ar'), Num('0')) dargestellt.

```
File
    Name './example_array_access.ast',
 4
       FunDef
         VoidType 'void',
         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',
         [],
16
17
           Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')), Name('ar')),
           → Array([Num('1'), Num('2'), Num('3')]))
           Exp(Subscr(Name('ar'), BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))))
18
19
         ]
20
```

Code 3.28: Abstrakter Syntaxbaum für Zugriff auf einen Feldindex.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.29 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 3.3.5.1 bezeichnet.

Die nächste Phase wird als Mittelteil 3.3.5.2 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 auf den Stack gelegt 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 3.15 ist das ganze veranschaulicht. In dem Auschnitt liegt die Startadresse $2^{31} + 67$ des Felds int ar[3] = {1, 2, 3} der main-Funktion 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 die Startadresse des Felds draufaddiert.³⁷

Absolutadresse	Wert	${f Register}$
$2^{31} + 64$	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 3.15: Ausschnitt des Datensegments bei der Adressberechnung.

Zur Adressberechnung ist es notwendig auf die Dimensionen (z.B. [Num('3')]) des Feldes, auf dessen Feldelment 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 3.3.5.2 allgemein erklärt wird.

Die letzte Phase wird als Schlussteil 3.3.5.3 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 3.16 ist das ganze veranschaulicht. In rot ist der Inhalt des Feldindex markiert, der auf den Stack geschrieben wurde.

³⁷Die 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 3.16: Ausschnitt des Datensegments nach Schlussteil.

Je nachdem auf welchen Unterdatentyp (Definition 3.9) im Kontext zuletzt zugegriffen wird, wird der PicoC-Knoten Exp(Stack(Num('1'))) durch verschiedene semantisch entsprechende RETI-Knoten ersetzt (siehe Unterkapitel 3.3.5.3 für genauere Erklärung). Der Unterdatentyp ist dabei über das versteckte Attribut datatype des Exp(exp, datatype)-Knoten zugänglich.

Definition 3.9: Unterdatentyp

Z

Datentyp, der durch einen Teilbaum dargestellt wird. Dieser Teilbaum ist ein Teil eines Baumes, 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 wird, je nachdem, ob eine Variable in den Globalen Statischen Daten liegt oder sie auf dem Stackframe liegt, das ganze durch die Knoten Ref(Global(Num('0'))) oder die Knoten Ref(Stackframe(Num('1'))) dargestellt, die durch unterschiedliche semantisch entsprechende RETI-Befehle ersetzt werden.

Anmerkung Q

Die Berechnung der Adresse, ab der ein Feldelement am Ende einer Aneinanderreihung von Zugriffen auf Feldelemente eines Feldes datatype $ar[dim_1] \dots [dim_n]$ abgespeichert ist^a, kann mittels der Formel 3.3.1:

$$ref(\texttt{ar}[\texttt{idx}_1]\dots[\texttt{idx}_n]) = ref(\texttt{ar}) + \left(\sum_{i=1}^n \left(\prod_{j=i+1}^n \texttt{dim}_j\right) \cdot \texttt{idx}_i\right) \cdot size(\texttt{datatype}) \tag{3.3.1}$$

aus der Betriebssysteme Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" berechnet werden bc .

Die Knoten Ref(Global(num)) bzw. Ref(Stackframe(num)) repräsentieren dabei den Summanden für die Anfangsadresse ref(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 idx_i in der Formel auftaucht.

Die Knoten Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1')))) repräsentieren dabei einen ausmultiplizierten Summanden $\left(\prod_{j=i+1}^n \dim_j\right) \cdot \mathrm{idx_i} \cdot size(\mathrm{datatype})$ in der Formel.

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

```
2
    Name './example_array_access.picoc_mon',
     Γ
 4
       Block
         Name 'fun.1',
 6
 7
8
           // Assign(Name('ar'), Array([Num('42')]))
           Exp(Num('42'))
 9
           Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
10
           // Exp(Subscr(Name('ar'), Num('0')))
11
           Ref(Stackframe(Num('0')))
12
           Exp(Num('0'))
13
           Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
14
           Exp(Stack(Num('1')))
15
           Return(Empty())
16
         ],
17
       Block
18
         Name 'main.0',
19
20
           // Assign(Name('ar'), Array([Num('1'), Num('2'), Num('3')]))
21
           Exp(Num('1'))
22
           Exp(Num('2'))
23
           Exp(Num('3'))
24
           Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('3')))
25
           // Exp(Subscr(Name('ar'), BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))))
26
           Ref(Global(Num('0')))
27
           Exp(Num('1'))
28
           Exp(Num('1'))
29
           Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
30
           Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
31
           Exp(Stack(Num('1')))
32
           Return(Empty())
33
    ]
```

Code 3.29: PicoC-ANF Pass für Zugriff auf einen Feldindex.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.30 werden die PicoC-Knoten Ref(Global(Num('0'))), Ref(Subscr(Stack(Num('2'))) undStack(Num('1')))) durch ihre semantisch entsprechenden RETI-Knoten ersetzt.

^aHier 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.

^cDie Funktion size berechnet die Anzahl Speicherzellen, die ein Datentyp belegt.

 $[^]dM[addr]$ ist ein Zugriff auf den Inhalt der Speicherzelle an der Adresse addr im SRAM, in der UART oder im EPROM.

```
Name './example_array_access.reti_blocks',
 4
       Block
         Name 'fun.1',
           # // Assign(Name('ar'), Array([Num('42')]))
           # 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')))
           LOADIN SP ACC 1;
```

```
STOREIN DS ACC 2;
59
           LOADIN SP ACC 2;
60
           STOREIN DS ACC 1;
61
           LOADIN SP ACC 3;
           STOREIN DS ACC 0;
62
63
           ADDI SP 3;
           # // Exp(Subscr(Name('ar'), BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))))
64
65
           # Ref(Global(Num('0')))
           SUBI SP 1;
66
67
           LOADI IN1 0;
68
           ADD IN1 DS;
           STOREIN SP IN1 1;
69
70
           # Exp(Num('1'))
71
           SUBI SP 1;
           LOADI ACC 1;
           STOREIN SP ACC 1;
74
           # Exp(Num('1'))
           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 3.30: RETI-Blocks Pass für Zugriff auf einen Feldindex.

3.3.3.3 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 3.31 erläutert.

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

Code 3.31: PicoC-Code für Zuweisung an Feldindex.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.32 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 3.32: Abstrakter Syntaxbaum für Zuweisung an Feldindex.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.33 wird zuerst die rechte Seite von Assign(Subscr(Name('ar'), Num('1')), Num('42')) ausgewertet durch: Exp(Num('42')). Dies ist in Tabelle 3.17 für das Beispiel in Code 3.31 veranschaulicht. Der Wert 42 (in rot markiert) wird auf den Stack geschrieben.

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

Tabelle 3.17: 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 3.3.3.2. 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 3.18 für das Beispiel in Code 3.31 veranschaulicht. Die Adresse 2³¹ + 68 (in rot markiert) des Index wurde auf dem Stack berechnet.

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

Tabelle 3.18: 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 3.19 veranschaulicht (in rot markiert).³⁸

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

Tabelle 3.19: Ausschnitt des Datensegments nach Zuweisung.

```
1 File
 2
3
    Name './example_array_assignment.picoc_mon',
 4
5
6
7
8
9
       Block
         Name 'main.0',
           // Assign(Subscr(Name('ar'), Num('1')), Num('42'))
           Exp(Num('42'))
           Ref(Global(Num('0')))
10
           Exp(Num('1'))
           Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
12
           Assign(Stack(Num('1')), Stack(Num('2')))
13
           Return(Empty())
14
    ]
```

Code 3.33: PicoC-ANF Pass für Zuweisung an Feldindex.

³⁸Die 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 3.34 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.

```
1 File
     Name './example_array_assignment.reti_blocks',
 4
5
       Block
         Name 'main.0',
           # // Assign(Subscr(Name('ar'), Num('1')), Num('42'))
 8
9
           # Exp(Num('42'))
           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 3.34: RETI-Blocks Pass für Zuweisung an Feldindex.

3.3.4 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 3.3.4.1 erläutert. Des Weiteren ist die Umsetzung der Innitialisierung eines Verbundes 3.3.4.2, des Zugriffs auf ein Verbundsattribut 3.3.4.3 und der Zuweisung an ein Verbundsattribut 3.3.4.4 zu klären.

3.3.4.1 Deklaration von Verbundstypen und Definition von Verbunden

Die Umsetzung der Deklaration (Definition 1.7) eines neuen Verbundstyps (z.B. struct st {int len; int ar[2];}) und der Definition (Definition 1.8) eines Verbundes mit diesem Verbundstyp (z.B. struct st st_var;) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 3.35 erläutert.

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

Code 3.35: Pico C-Code für die Deklaration eines Verbundstyps.

Bevor ein Verbund definiert werden kann, muss erstmal ein Verbundstyp deklariert werden. Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.37 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.

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

Code 3.36: Abstrakter Syntaxbaum für die Deklaration eines Verbundstyps.

Für den Verbundstyp selbst und seine Verbundsattribute werden in der Symboltabelle, die in Code 3.37 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 1.9) über den Verbundstyp selbst erzeugt. Im Unterkapitel 3.3.6.2 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 3.3.1.3 erläutert wurde.

Die Attribute³⁹ 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 or 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 Verbundstyp⁴⁰ und seinen Verbundsattributen in der Symboltabelle nachgeschlagen werden.

Anmerkung 9

Die Anzahl Speicherzellen, die ein Verbund struct st st_var belegt^a, der mit dem Verbundstyp struct st {datatype₁ attr₁; ...; datatype_n attr_n;} definiert ist^b, berechnet sich aus der Summe der Anzahl Speicherzellen, welche die einzelnen Datentypen datatype₁ ... datatype_n der Verbundsattribute attr₁, ... attr_n des Verbundstyps belegen: $size(type(st_var)) = \sum_{i=1}^{n} size(datatype_i)$.

^aDie ihm size-Attribut des Symboltabelleneintrags eingetragen ist.

^bHier 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 $L_{\mathbb{C}}$ übernommen. Es wird so getan, als würde der restliche Datentyp komplett vor der Variable stehen: datatype var.

^cDie Funktion size berechnet die Anzahl Speicherzellen, die ein Datentyp belegt.

^dDie Funktion *type* ordnet einer Variable ihren Datentyp zu. Das ist notwendig, weil die Funktion *size* als Definitionsmenge Datentypen hat.

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

³⁹Die über einen Bezeichner selektierbaren Elemente eines Symboltabelleneintrags und eines Verbunds heißen bei beiden Attribute.

⁴⁰Wie z.B. vor allem die Größe bzw. Anzahl an Speicherzellen, die dieser Verbundstyp einnimmt.

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

Code 3.37: Symboltabelle für die Deklaration eines Verbundstyps.

3.3.4.2 Initialisierung von Verbunden

Die Umsetzung der Initialisierung eines Verbundes wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.38 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 3.38: PicoC-Code für Initialisierung von Verbunden.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.39 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.

```
Name './example_struct_init.ast',
 4
       StructDecl
 5
         Name 'st1',
           Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], PntrDecl(Num('1'), IntType('int'))),
           → Name('attr'))
         ],
 9
       StructDecl
10
         Name 'st2',
11
         Γ
12
           Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('attr1'))
13
           Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st1')), Name('attr2'))
14
         ],
15
       FunDef
16
         VoidType 'void',
17
         Name 'main',
18
         [],
19
20
           Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('42'))
           Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st2')), Name('st')),
21
              Struct([Assign(Name('attr1'), Name('var')), Assign(Name('attr2'),
               Struct([Assign(Name('attr'), Array([Ref(Name('var')), Ref(Name('var'))]))]))
         ]
22
23
    ]
```

Code 3.39: Abstrakter Syntaxbaum für Initialisierung von Verbunden.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.40 wird Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st1')), Name('st1')), Struct(...)) auf fast dieselbe Weise ausgewertet, wie bei der Initialisierung eines Feldes in Unterkapitel 3.3.3.1. Für genauere Details wird an dieser Stelle daher auf Unterkapitel 3.3.3.1 verwiesen. Um das Ganze interessanter zu gestalten, wurde das Beispiel in Code 3.38 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('attr1'),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 3.3.3.1 bereits erklärt wurde. Beim Iterieren über den Teilbaum, muss bei einem Verbund-Initialisierer-Knoten Struct(...) nur beachtet werden, dass bei den Assign(exp1, exp2)-Knoten⁴¹ der Teilbaum beim rechten exp2 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

⁴¹ Über welche die Attributzuweisung (z.B. .attr2={.attr2={&var,&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 somit.

```
File
    Name './example_struct_init.picoc_mon',
     Γ
      Block
        Name 'main.0',
           // Assign(Name('var'), Num('42'))
           Exp(Num('42'))
9
           Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
10
           // 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')))
12
           Ref(Global(Num('0')))
13
           Ref(Global(Num('0')))
14
           Assign(Global(Num('1')), Stack(Num('3')))
15
           Return(Empty())
16
        ]
    ]
```

Code 3.40: PicoC-ANF Pass für Initialisierung von Verbunden.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.41 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.

```
2
    Name './example_struct_init.reti_blocks',
4
      Block
        Name 'main.0',
7
8
           # // Assign(Name('var'), Num('42'))
           # 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;
           ADDI SP 1;
16
           # // 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')))
18
           SUBI SP 1;
19
          LOADIN DS ACC 0;
           STOREIN SP ACC 1;
```

```
# Ref(Global(Num('0')))
22
           SUBI SP 1;
23
           LOADI IN1 0;
           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;
           LOADIN SP ACC 2;
34
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
     ]
```

Code 3.41: RETI-Blocks Pass für Initialisierung von Verbunden.

3.3.4.3 Zugriff auf Verbundsattribut

Die Umsetzung des **Zugriffs auf ein Verbundsattribut** (z.B. st.y) wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.42 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 3.42: PicoC-Code für Zugriff auf Verbundsattribut.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.43 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   ],
```

Code 3.43: Abstrakter Syntaxbaum für Zugriff auf Verbundsattribut.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.44 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 3.3.3.2 einen Zugriff auf ein Feldelement darstellen. Daher wird hier, um Redundanz zu vermeiden, nur auf wichtige Aspekte hingewiesen und ansonsten auf das Unterkapitel 3.3.3.2 verwiesen.

Die Knoten Exp(Attr(Name('st'), Name('y'))) werden genauso, wie in Unterkapitel 3.3.3.2 durch Knoten ersetzt, die sich in Anfangsteil 3.3.5.1, Mittelteil 3.3.5.2 und Schlussteil 3.3.5.3 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 umgesetzt, wie in Unterkapitel 3.3.3.2.

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 dargstellt: Ref(Global(Num('0'))).

Beim Zugriff auf einen Feldindex musste 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 Q

Im Unterkapitel 3.3.5.2 wird mit der allgemeinen Formel 3.3.3 ein allgemeines Vorgehen zur Adressberechnung für alle möglichen Aneinanderreihungen von Zugriffen auf Zeigerelemente, Feldelemente und Verbundsattribute erklärt. Um die Adresse, ab der ein Verbundsattribut am Ende einer Aneinanderreihung von Zugriffen auf Verbundsattribute abgespeichert ist, zu berechnen, kann diese allgemeine Formel 3.3.3 ebenfalls genutzt werden. Im Gegensatz zu Feldern, lässt sich bei Verbunden keine vereinfachte Formel aus der allgemeinen Formel bilden, da die Verbundsattribute eines Verbunds unterschiedlich viele Speicherzellen belegen können.

```
1 File
2 Name './example_struct_attr_access.picoc_mon',
3 [
```

```
Block
        Name 'main.0',
6
           // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
           → Num('2'))]))
           Exp(Num('4'))
           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
        1
17
    ]
```

Code 3.44: PicoC-ANF Pass für Zugriff auf Verbundsattribut.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.45 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
    Name './example_struct_attr_access.reti_blocks',
     Γ
 4
       Block
         Name 'main.0',
 6
           # // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
           → Num('2'))]))
           # Exp(Num('4'))
           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;
           STOREIN SP IN1 1;
```

```
# Exp(Stack(Num('1')))

LOADIN SP IN1 1;

LOADIN IN1 ACC 0;

STOREIN SP ACC 1;

Return(Empty())

LOADIN BAF PC -1;

| Coadin bar and a coadin
```

Code 3.45: RETI-Blocks Pass für Zugriff auf Verbundsattribut.

3.3.4.4 Zuweisung an Verbundsattribut

Die Umsetzung der **Zuweisung an ein Verbundsattribut** (z.B. st.y = 42) wird im Folgenden anhand des Beispiels in Code 3.46 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 3.46: 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.

```
File
 2
    Name './example_struct_attr_assignment.ast',
     Γ
       StructDecl
         Name 'pos',
6
7
8
9
           Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('x'))
           Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('y'))
         ],
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'))]))

           Assign(Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42'))
16
17
         ]
    ]
```

Code 3.47: Abstrakter Syntaxbaum für Zuweisung an Verbundsattribut.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.48 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 3.3.3.3 einen Zugriff auf ein Feldelement darstellen. Daher wird hier, um Redundanz zu vermeiden nur auf wichtige Aspekte hingewiesen und ansonsten auf das Unterkapitel 3.3.3.3 verwiesen.

Im Gegensatz zum Vorgehen in Unterkapitel 3.3.3.3 muss hier zum Auswerten des linken Knoten Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42')) wie in Unterkapitel 3.3.4.3 vorgegangen werden.

```
File
    Name './example_struct_attr_assignment.picoc_mon',
4
        Name 'main.0',
6
           // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
           → Num('2'))]))
           Exp(Num('4'))
           Exp(Num('2'))
10
           Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('2')))
11
           // Assign(Attr(Name('st'), Name('y')), Num('42'))
12
           Exp(Num('42'))
13
           Ref(Global(Num('0')))
14
           Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('y')))
           Assign(Stack(Num('1')), Stack(Num('2')))
16
           Return(Empty())
17
        ]
18
    ]
```

Code 3.48: PicoC-ANF Pass für Zuweisung an Verbundsattribut.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.49 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
2
    Name './example_struct_attr_assignment.reti_blocks',
4
      Block
5
        Name 'main.0',
6
           # // Assign(Name('st'), Struct([Assign(Name('x'), Num('4')), Assign(Name('y'),
           → Num('2'))]))
           # Exp(Num('4'))
8
           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')))
           LOADIN SP ACC 1;
```

```
STOREIN DS ACC 1;
19
           LOADIN SP ACC 2;
20
           STOREIN DS ACC 0;
21
           ADDI SP 2;
22
           # // 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
         ]
     ]
```

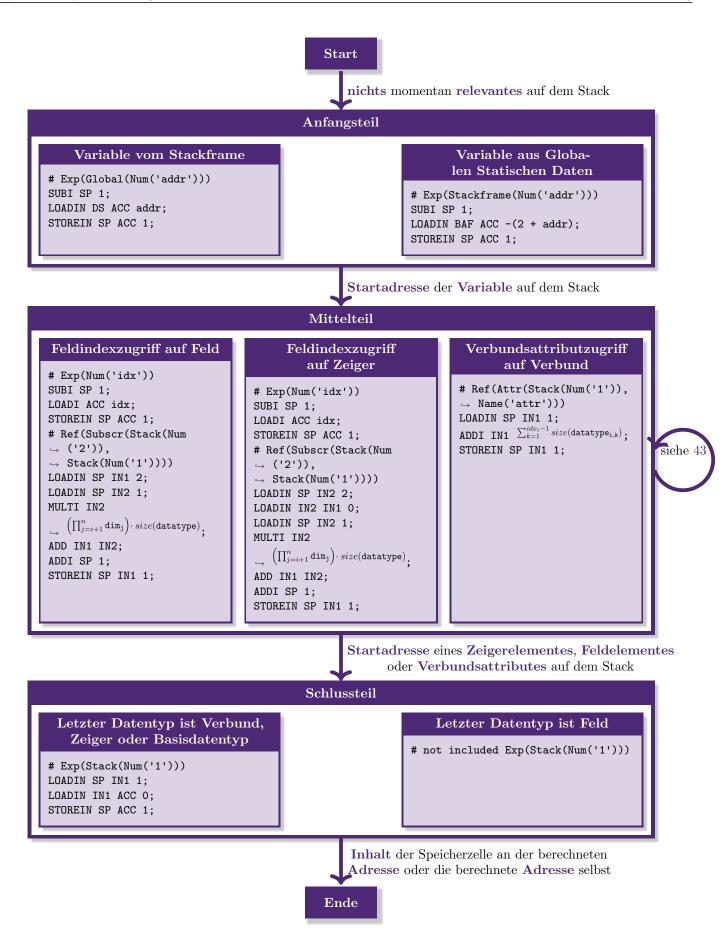
Code 3.49: RETI-Blocks Pass für Zuweisung an Verbndsattribut.

3.3.5 Umsetzung des Zugriffs auf Zusammengesetzte Datentypen im Allgemeinen

In den Unterkapiteln 3.3.2, 3.3.3 und 3.3.4 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 3.3.5.1, Mittelteil 3.3.5.2 und Schlussteil 3.3.5.3 darin erkennen. In diesem allgemeinen Vorgehen lassen sich die verschiedenen Zugriffsarten für Elemente / 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 3.8 veranschaulicht. Die Formelzeichen der Formeln in Abbildung 3.8 werden zusammen mit Formel 3.3.1 und Formel 3.3.3 erklärt.

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.

Das gerade erwähnte Vorgehen berechnet die Startadresse eines gewünschten Zeigerelementes, Feldelementes oder Verbundsattributes. Zur Berechnung wird die Startadresse des Zeigers, Feldes oder Verbundes, dessen Attribut oder Element berechnet werden soll gebraucht. 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 3.3.3.2 bereits veranschaulicht.

Würde man bei einer Operation Subsc(Name('var'), Num('0')) den in der Symboltabelle gespeicherten Datentyp der Variable Name('var') von ArrayDecl([Num('3')], IntType()) zu PointerDecl(Num('1'), IntType()) ändern, müssten beim generierten 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 Verbundsdatentyp StructSpec(name) kombiniert werden. 42

Anmerkung 9

Um Verwirrung vorzubeugen, wird hier vorausschauend nochmal darauf hingewiesen, dass eine Dereferenzierung in der Form Deref(exp1, exp2) nicht mehr existiert. In Unterkapitel 3.3.2.2 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 StructSpec(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 wird⁴⁴, 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 Datentypen⁴⁵ wird immer der Inhalt der Speicherzelle der ersten Elements bzw. Elements ausgegeben.

⁴²Die 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.

⁴³Startadresse eines Zeigerelementes, Feldelementes oder Verbundsattributes auf dem Stack.

⁴⁴Und nicht auf ein Element des Feldes, welches den Datentyp CharType() oder IntType(), PntrDecl(num, datatype) oder StructSpec(name) hat.

⁴⁵Also CharType(), IntType(), PntrDecl(num, datatype) oder StructSpec(name).

3.3.5.1 Anfangsteil

Die Umsetzung des Anfangsteils, bei dem die Startadresse einer Variable auf den Stack geschrieben wird, wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.50 erklärt. Der Anfangsteil entspricht dem Anwenden des Referenzierungsoperators auf eine Variable: &var.

```
1 void main() {
2   int *(*complex_var)[3];
3   &complex_var;
4 }
5
6 void fun() {
7   int (*complex_var)[3];
8   &complex_var;
9 }
```

Code 3.50: PicoC-Code für den Anfangsteil.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.51 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 Pass 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 herausgefiltert. Daher wurde darauf verzichtet den Code der Implementierung ohne triftigen Grund komplexer zu machen.

```
File
    Name './example_derived_dts_introduction_part.ast',
 4
       FunDef
         VoidType 'void',
 6
         Name 'main',
 8
 9
           Exp(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], PntrDecl(Num('1'),
           → IntType('int')))), Name('complex_var')))
10
           Exp(Ref(Name('complex_var')))
11
         ],
12
       FunDef
13
         VoidType 'void',
14
         Name 'fun',
15
         [],
16
           Exp(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int'))),
17

→ Name('complex_var')))
           Exp(Ref(Name('complex_var')))
18
19
         ]
20
    ]
```

Code 3.51: Abstrakter Syntaxbaum für den Anfangsteil.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.52 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('0'))) oder Ref(Stackframe(Num('0'))) ersetzt.⁴⁶

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

Code 3.52: PicoC-ANF Pass für den Anfangsteil.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.53 werden die PicoC-Knoten Ref(Global(Num('0'))) bzw. Ref(Stackfra me(Num('0'))) durch ihre semantisch entsprechenden RETI-Knoten ersetzt.

```
File
     Name './example_derived_dts_introduction_part.reti_blocks',
       Block
         Name 'main.1',
 6
7
8
9
           # // Exp(Ref(Name('complex_var')))
           # Ref(Global(Num('0')))
           SUBI SP 1;
10
           LOADI IN1 0;
11
           ADD IN1 DS;
12
           STOREIN SP IN1 1;
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('0')))
           SUBI SP 1;
22
           MOVE BAF IN1;
23
           SUBI IN1 2;
```

⁴⁶Die 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.

```
24 STOREIN SP IN1 1;

25 # Return(Empty())

26 LOADIN BAF PC -1;

27 ]

28 ]
```

Code 3.53: RETI-Blocks Pass für den Anfangsteil.

3.3.5.2 Mittelteil

Der Umsetzung des Mittelteils, bei dem die Startadresse des letzten Attributes / Elementes einer Aneinanderneihung von Zugriffen auf Zeigerelemente, Feldelemente oder Verbundsattribute berechnet wird (z.B. (*complex_var.ar)[2-2]), wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.54 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 3.54: PicoC-Code für den Mittelteil.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.55 wird die Aneinanderreihung 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.

```
File
     Name './example_derived_dts_main_part.ast',
        StructDecl
          Name 'st',
            Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('1')], IntType('int'))),
                 Name('ar'))
 8
          ],
 9
        FunDef
10
          VoidType 'void',
11
          Name 'main',
12
          [],
            Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1')], IntType('int')), Name('var')),

    Array([Num('42')]))

15
            Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st')), Name('complex_var')),
             \  \, \hookrightarrow \  \, \mathsf{Struct}([\mathsf{Assign}(\mathsf{Name}(\mathsf{'ar'}),\,\mathsf{Ref}(\mathsf{Name}(\mathsf{'var'})))]))
             Exp(Subscr(Deref(Attr(Name('complex_var'), Name('ar')), Num('0')), BinOp(Num('2'),
16
             \hookrightarrow Sub('-'), Num('2')))
17
          ]
18
     ]
```

Code 3.55: Abstrakter Syntaxbaum für den Mittelteil.

Im PicoC-Shrink Pass in Code 3.56 wird der Deref(exp1,Num('0'))-Knoten in Exp(Subscr(Deref(Attr(Name ('complex_var'),Name('ar')),Num('0')),BinOp(Num('2'),Sub('-'),Num('2')))) durch den Subscr(exp1,Num('0'))-Knoten in Exp(Subscr(Subscr(Attr(Name('complex_var'),Name('ar')),Num('0')),BinOp(Num('2'),Sub('-'),Num('2')))) ersetzt.

```
File
2
    Name './example_derived_dts_main_part.picoc_shrink',
      StructDecl
        Name 'st',
6
           Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('1')], IntType('int'))),
               Name('ar'))
8
        ],
9
      FunDef
10
         VoidType 'void',
        Name 'main',
12
         [],
13
         Γ
14
           Assign(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1')], IntType('int')), Name('var')),
           → Array([Num('42')]))
           Assign(Alloc(Writeable(), StructSpec(Name('st')), Name('complex_var')),

    Struct([Assign(Name('ar'), Ref(Name('var')))]))

16
           Exp(Subscr(Subscr(Attr(Name('complex_var'), Name('ar')), Num('0')), BinOp(Num('2'),
           \hookrightarrow Sub('-'), Num('2')))
         ]
17
18
    ]
```

Code 3.56: PicoC-Shrink Pass für den Mittelteil.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.57 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 (str))), Exp(num), 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 die Startadresse des momentanen Feldes, in dem das Feldelement liegt, auf das zugegriffen werden soll. Diese Startadresse wurde vorher in einer vorherigen Adressberechnung oder durch den Anfangsteil auf den Stack geschrieben. Die vorhin erwähnte Indexberechnung wird bei Exp(Subscr(exp1, BinOp(Num('2'), Sub('-'), Num('2')))) durch die Knoten Exp(Num('2')) und Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))) dargestellt. 47

Anmerkung Q

Sei datatype_i ein Folgeglied einer Folge (datatype_i) $_{i=1,...,n+1}$, dessen erstes Folgeglied datatype₁ ist. Dabei steht i für eine Ebene eines Baumes. Die Folgeglieder der Folge lassen sich Startadressen

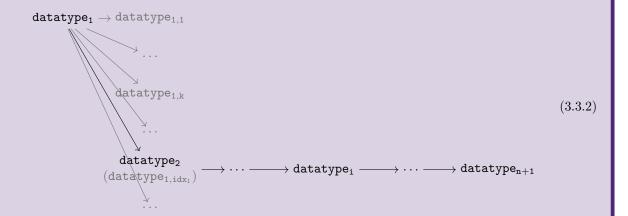
⁴⁷Die Bedeutung aller hier erwähnten Knoten und Kompositionen von Knoten wird in den Tabellen der Kapitel PicoC-Knoten, RETI-Knoten und Kompositionen von Knoten mit besonderer Bedeutung erläutert.

 $ref(\mathtt{datatype_i})$ von Speicherbereichen $ref(\mathtt{datatype_i})$... $ref(\mathtt{datatype_i}) + size(\mathtt{datatype_i})$ im $\mathtt{Hauptspeicher}$ zuordnen. Hierbei gilt, dass $ref(\mathtt{datatype_i}) \leq ref(\mathtt{datatype_{i+1}}) < ref(\mathtt{datatype_i}) + size(\mathtt{datatype_i})$.

Sei datatype_{i,k} ein beliebiges Element / Attribut des Datentyps datatype_i. Dabei gilt: $ref(\text{datatype}_{i,k}) < ref(\text{datatype}_{i,k+1})$ und $ref(\text{datatype}_i) \le ref(\text{datatype}_{i,k}) < ref(\text{datatype}_i) + size(\text{datatype}_i)$.

Sei datatype_{i,idx_i} das Element / Attribut des Datentyps datatype_i für das gilt: datatype_{i,idx_i} = datatype_{i+1}. Hierbei ist idx_i der Index^c des Elements / Attributs auf welches zugegriffen wird innerhalb des Datentyps datatype_i.

In Abbildung 3.3.2 ist das ganze veranschaulicht. Die ausgegrauten Knoten stellen die verschiedenen Elemente / Attribute datatype_{i,k} des Datentyps datatype_i dar. Allerdings können nur die Knoten datatype_i Folgeglieder der Folge (datatype_i) $_{i=1,...,n+1}$ darstellen.



Die Adresse, ab der ein Element / Attribut am Ende einer Folge (datatype_{i,idx_i}) $_{i=1,...,n}$ verschiedener Elemente / Attribute abgespeichert ist, kann mittels der Formel 3.3.3 berechnet werden. Diese Folge ist das Resultat einer Aneinanderreihung von Zugriffen auf Feldelemente und Verbundsattributte unterschiedlicher Datentypen datatype_i (z.B. *complex_var.attr3[2]).

$$ref(\texttt{datatype}_{\texttt{1},\texttt{idx}_1}, \ \dots, \ \texttt{datatype}_{\texttt{n},\texttt{idx}_n}) = ref(\texttt{datatype}_{\texttt{1}}) + \sum_{i=1}^n \sum_{k=1}^{idx_i-1} size(\texttt{datatype}_{\texttt{i},k}) \quad (3.3.3)$$

Die äußere Schleife iteriert nacheinander über die Folge von Attributen / Elementen (datatype $_{i,idx_i}$) $_{i=1,\dots,n}$, die aus den Zugriffen auf Feldelemente oder Verbundsattribute resultiert (z.B. *complex_var.attr3[2]). Die innere Schleife iteriert über alle Elemente oder Attribute datatype $_{i,k}$ des momentan betrachteten Datentyps datatype $_{i,idx_i}$ liegen.

Dabei darf nur das letzte Folgenglied datatype_{n+1} vom Datentyp Zeiger sein. Ist in einer Folge von Datentypen ein Knoten vom Datentyp Zeiger, der nicht der letzte Datentyp datatype_{n+1} in der Folge ist, so muss die Adressberechnung in 2 Adressberechnungen aufgeteilt werden. Dabei geht die erste Adressberechnung vom ersten Datentyp datatype₁ bis zum Zeiger-

Datentyp datatype_{pntr} und die zweite Adressberechnung fängt einen Datentyp nach dem Zeiger-Datentyp an datatype_{pntr+1} und geht bis zum letzten Datentyp datatype_{n+1}. Bei der zweiten Adressberechnung muss dabei die Adresse $ref(\text{datatype}_1)$ des Summanden aus der Formel 3.3.3 auf den Inhalt^d der Speicherzelle an der Adresse, welche in der ersten Adressberechnung^e $ref(\text{datatype}_{1,\text{idx}_1}, \ldots, \text{datatype}_{\text{pntr}-1,\text{idx}_{\text{pntr}-1}})$ berechnet wurde gesetzt werden: $M\left[ref(\text{datatype}_{1,\text{idx}_1}, \ldots, \text{datatype}_{\text{pntr}-1,\text{idx}_{\text{pntr}-1}})\right].^{fg}$

Die Formel 3.3.3 stellt dabei eine Verallgemeinerung der Formel 3.3.1 dar, die für alle möglichen Aneinanderreihungen von Zugriffen auf 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 3.3.1, da man nicht davon ausgehen kann, dass alle Elemente / Attribute den gleichen Datentyp haben^h.

Die Knoten Ref(Global(num)) bzw. Ref(Stackframe(num)) repräsentieren dabei den Summanden $ref(datatype_1)$ in der Formel.

Die Knoten Exp(Num(num)) bzw. Name(str) aus Ref(Attr(Stack(Num(num)), Name(str))) repräsentieren dabei das idx; in der Formel.

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

Die Knoten $\mathsf{Exp}(\mathsf{Stack}(\mathsf{Num}('1')))$ repräsentieren dabei das Lesen des Inhalts $M[ref(\mathsf{datatype}_{1,\mathsf{idx}_1}, \ldots, \mathsf{datatype}_{n,\mathsf{idx}_n})]$ der Speicherzelle an der finalen Adresse $ref(\mathsf{datatype}_{1,\mathsf{idx}_1}, \ldots, \mathsf{datatype}_{n,\mathsf{idx}_n})$.

^aref(datatype) ordent dabei dem Datentyp datatype eine Startadresse zu.

^bDie Funktion size berechnet die Anzahl Speicherzellen, die ein Datentyp belegt.

 c Man fängt hier bei den Indices von 1 zu zählen an.

^dDer Inhalt dieser Speicherzelle ist eine Adresse, da im momentanen Kontext ein Zeiger betrachtet wird.

^eHierbei kommt die Adresse des Zeigers selbst raus.

 ${}^fM[addr]$ ist ein Zugriff auf den Inhalt der Speicherzelle an der Adresse addr im SRAM, in der UART oder im EPROM.

 g Zur Erinnerung: datatype $_{pntr-1,idx_{pntr-1}} = datatype<math>_{pntr}$, es wird also die Adresse des Zeigers berechnet und der Inhalt der Speicherzelle an dieser Adresse, der wiederum eine Adresse ist, wird als Startadresse der zweiten Adressberechnung verwendet.

 h Verbundsattribute haben z.B. unterschiedliche Größen.

```
Name './example_derived_dts_main_part.picoc_mon',
    [
      Block
        Name 'main.0',
6
7
8
9
           // Assign(Name('var'), Array([Num('42')]))
          Exp(Num('42'))
          Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
10
          // Assign(Name('complex_var'), Struct([Assign(Name('ar'), Ref(Name('var')))]))
11
          Ref(Global(Num('0')))
12
          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')))
16
          Exp(Num('0'))
```

```
Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
18
           Exp(Num('2'))
19
           Exp(Num('2'))
20
           Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
21
           Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
22
           Exp(Stack(Num('1')))
23
           Return(Empty())
24
         ٦
25
     ]
```

Code 3.57: PicoC-ANF Pass für den Mittelteil.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.58 werden die PicoC-Knoten Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('ar'))), Exp(Num('2')), Exp(Num('2')), 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, datatype)-Knoten berücksichtigt werden, wie es am Anfang dieses Unterkapitels 3.3.5 zusammen mit der Abbildung 3.8 bereits erklärt wurde.

```
1 File
    Name './example_derived_dts_main_part.reti_blocks',
     Γ
 4
       Block
 5
         Name 'main.0',
           # // Assign(Name('var'), Array([Num('42')]))
           # 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;
           ADDI SP 1;
16
           # // Assign(Name('complex_var'), Struct([Assign(Name('ar'), 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;
           # // Exp(Subscr(Subscr(Attr(Name('complex_var'), Name('ar')), Num('0')),
26
           → BinOp(Num('2'), Sub('-'), Num('2'))))
           # Ref(Global(Num('1')))
27
28
           SUBI SP 1;
29
           LOADI IN1 1;
30
           ADD IN1 DS;
31
           STOREIN SP IN1 1;
32
           # Ref(Attr(Stack(Num('1')), Name('ar')))
33
           LOADIN SP IN1 1;
```

```
ADDI IN1 0;
           STOREIN SP IN1 1;
35
36
           # Exp(Num('0'))
37
           SUBI SP 1;
38
           LOADI ACC 0;
39
           STOREIN SP ACC 1;
40
           # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
41
           LOADIN SP IN2 2;
42
           LOADIN IN2 IN1 0;
43
           LOADIN SP IN2 1;
44
           MULTI IN2 1;
45
           ADD IN1 IN2;
46
           ADDI SP 1;
47
           STOREIN SP IN1 1;
48
           # Exp(Num('2'))
49
           SUBI SP 1;
50
           LOADI ACC 2;
           STOREIN SP ACC 1;
52
           # Exp(Num('2'))
53
           SUBI SP 1;
54
           LOADI ACC 2;
55
           STOREIN SP ACC 1;
56
           # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Sub('-'), Stack(Num('1'))))
57
           LOADIN SP ACC 2;
58
           LOADIN SP IN2 1;
           SUB ACC IN2;
59
60
           STOREIN SP ACC 2;
61
           ADDI SP 1;
           # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
62
63
           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;
           LOADIN IN1 ACC 0;
72
           STOREIN SP ACC 1;
           # Return(Empty())
73
74
           LOADIN BAF PC -1;
75
         ]
    ]
```

Code 3.58: RETI-Blocks Pass für den Mittelteil.

3.3.5.3 Schlussteil

Die Umsetzung des Schlussteils, bei dem entweder der Inhalt der Speicherzelle an der im Anfangsteil 3.3.5.1 und Mittelteil 3.3.5.2 berechneten Adresse auf den Stack geschrieben wird oder diese Adresse selbst auf den Stack geschrieben wird⁴⁸, wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.59 erklärt.

⁴⁸Und dabei die Speicherzelle der Adresse selbst überschreibt.

```
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 3.59: PicoC-Code für den Schlussteil.

Die Generierung des Abstrakten Syntaxbaumes in Code 3.60 verläuft wie üblich.

```
File
2
    Name './example_derived_dts_final_part.ast',
4
      StructDecl
5
        Name 'st',
6
7
          Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('attr'))
        ],
9
      FunDef
10
        VoidType 'void',
11
        Name 'main',
12
        [],
13
          Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1'), Num('2')], IntType('int')),
14
           Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('1')], StructSpec(Name('st'))),
15

    Name('complex_var2')))

          Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('42'))
17
          Assign(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('1'), IntType('int')), Name('pntr1')),

→ Ref(Name('var')))
          Assign(Alloc(Writeable(), PntrDecl(Num('2'), IntType('int')), Name('complex_var3')),

→ Ref(Name('pntr1')))
          Exp(Subscr(Name('complex_var1'), Num('0')))
19
20
          Exp(Subscr(Name('complex_var2'), Num('0')))
21
          Exp(Deref(Name('complex_var3'), Num('0')))
22
23
    ]
```

Code 3.60: Abstrakter Syntaxbaum für den Schlussteil.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.61 wird das am Anfang dieses Unterkapitels angesprochene auf den Stack speichern des Inhalts der Speicherzelle an der im Anfangsteil 3.3.5.1 und Mittelteil 3.3.5.2 berechneten Adresse oder dieser Adresse selbst, mit den Knoten Exp(Stack(Num('1'))) dargestellt.

```
Name './example_derived_dts_final_part.picoc_mon',
 4
       Block
         Name 'main.0',
 7
8
9
           // Assign(Name('var'), Num('42'))
           Exp(Num('42'))
           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 3.61: PicoC-ANF Pass für den Schlussteil.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.62 werden die PicoC-Knoten Exp(Stack(Num('1'))) durch semantisch entsprechende RETI-Knoten ersetzt. Wenn das versteckte Attribut datatype im Exp(exp, datatype)-Knoten kein Feld ArrayDecl(nums, datatype) enthält, dann schreiben diese semantisch entsprechenden RETI-Knoten den Inhalt der Speicherzelle an der im Anfangsteil 3.3.5.1 und Mittelteil 3.3.5.2 berechneten Adresse auf den Stack.

Bei einem Feld ArrayDecl(nums, datatype) im versteckten Attribut datatype ist die Adresse, die in vorherigen Schritten auf dem Stack berechnet wurde bereits das gewünschte Ergebnis. Genaueres wurde am Anfang dieses Unterkapitels 3.3.5 zusammen mit der Abbildung 3.8 bereits erklärt.

```
# Exp(Num('42'))
           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;
           ADDI SP 1;
15
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
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')))
           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;
           # Ref(Subscr(Stack(Num('2')), Stack(Num('1'))))
```

```
LOADIN SP IN1 2;
66
           LOADIN SP IN2 1;
67
           MULTI IN2 2;
68
           ADD IN1 IN2;
           ADDI SP 1;
           STOREIN SP IN1 1;
71
           # Exp(Stack(Num('1')))
           LOADIN SP IN1 1;
           LOADIN IN1 ACC 0;
74
           STOREIN SP ACC 1;
75
           # // Exp(Subscr(Name('complex_var3'), Num('0')))
76
           # Ref(Global(Num('6')))
           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;
           ADDI SP 1;
91
           STOREIN SP IN1 1;
92
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 3.62: RETI-Blocks Pass für den Schlussteil.

3.3.6 Umsetzung von Funktionen

Um die Umsetzung von Funktionen zu verstehen, ist es erstmal wichtig zu verstehen, wie Funktionen später im RETI-Code aussehen (Unterkapitel 3.3.6.1), wie Funktionen deklariert (Definition 1.7) und definiert (Definition 1.8) werden können und hierbei Sichtbarkeitsbereiche (Definition 1.9) umgesetzt sind (Unterkapitel 3.3.6.2). Aufbauend darauf können dann die notwendigen Schritte zur Umsetzung eines Funktionsaufrufes erklärt werden (Unterkapitel 3.3.6.3). Beim Thema Funktionsaufruf wird im speziellen darauf eingegangen werden, wie Rückgabewerte (Unterkapitel 3.3.6.3.1) umgesetzt sind und die Übergabe von Zusammengesetzten Datentypen, die mehr als eine Speicherzelle belegen, wie Verbunden (Unterkapitel 3.3.6.3.3) und Feldern (Unterkapitel 3.3.6.3.2) umgesetzt ist.

3.3.6.1 Mehrere Funktionen

Die Umsetzung mehrerer Funktionen wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.63 erklärt. Dieses Beispiel soll nur zeigen, wie Funktionen in verschiedenen, für die Kompilierung von Funktionen relevanten Passes übersetzt werden.

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

Code 3.63: PicoC-Code für 3 Funktionen.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.64 werden die 3 Funktionen durch entsprechende Knoten dargestellt. Am Beispiel der Funktion void fun2() {return 1;} wären die hierzu passenden Knoten FunDef(VoidType(), Name('fun2'), [], [Return(Num('1'))]). 49

```
1
  File
2
    Name './verbose_3_funs.ast',
       FunDef
         VoidType 'void',
         Name 'main',
         [],
         Γ
9
           Return
10
             Empty
11
         ],
12
       FunDef
```

⁴⁹Die 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.

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

Code 3.64: Abstrakter Syntaxbaum für 3 Funktionen.

Im PicoC-Blocks Pass in Code 3.65 werden die Anweisungen von Funktionen in Blöcke Block(name, stmts_instrs) aufgeteilt. Hierbei bekommt ein Block Block(name, stmts_instrs), der die Anweisungen einer 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)⁵⁰ beinhaltet den Bezeichner bzw. den Name(str)-Knoten der Funktion an sein name-Attribut zugewiesen. Dem Bezeichner wird vor der Zuweisung allerdings noch eine Nummer <number> angehängt <name>.<number> 51.52

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 <number> an ihren Bezeichner angehängt haben <name>.<number>, 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',
```

 $^{^{50}}$ Eine **Erklärung** dazu ist in Unterkapitel 3.3.1.2 zu finden.

 $^{^{51}\}mathrm{Der}$ Grund dafür kann im Unterkapitel3.3.1.3nachgelesen werden.

⁵²Die 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.

```
Name 'main',
         [],
         Ε
           Block
10
             Name 'main.4',
11
12
                Return(Empty())
13
14
         ],
15
       {\tt FunDef}
16
         VoidType 'void',
17
         Name 'fun1',
18
         [],
19
         Ε
20
           Block
              Name 'fun1.3',
22
23
                Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('41'))
24
                // If(Num('1'), []),
               IfElse
25
26
                  Num '1',
27
                  Γ
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
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'))
56
         ]
     ]
```

Code 3.65: PicoC-Blocks Pass für 3 Funktionen.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.66 werden die FunDef(datatype, name, allocs, stmts)-Knoten komplett

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

```
1 File
    Name './verbose_3_funs.picoc_mon',
 4
       Block
         Name 'main.4',
 6
           Return(Empty())
         ],
 9
       Block
10
         Name 'fun1.3',
           // Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')), Num('41'))
13
           // Assign(Name('var'), Num('41'))
14
           Exp(Num('41'))
15
           Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
16
           // If(Num('1'), [])
           // IfElse(Num('1'), [], [])
18
           Exp(Num('1')),
19
           IfElse
20
             Stack
               Num '1',
22
             23
               GoTo
24
                 Name 'if.2'
25
             ],
26
             [
27
               GoTo
28
                 Name 'if_else_after.1'
29
             ]
30
         ],
       Block
32
         Name 'if.2',
33
34
           // Assign(Name('var'), Num('42'))
35
           Exp(Num('42'))
36
           Assign(Stackframe(Num('0')), Stack(Num('1')))
37
           Exp(GoTo(Name('if_else_after.1')))
38
         ],
39
       Block
40
         Name 'if_else_after.1',
41
         Γ
42
           Return(Empty())
43
         ],
44
       Block
45
         Name 'fun2.0',
46
         Γ
47
           // Return(Num('1'))
48
           Exp(Num('1'))
49
           Return(Stack(Num('1')))
50
         ]
    ]
```

Code 3.66: PicoC-ANF Pass für 3 Funktionen.

Nach dem RETI Pass in Code 3.67 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 Folgen von RETI-Befehlen nicht mehr direkt Funktionen zuordnen. Die Kommentare enthalten die Bezeichner <name>.<number> der Blöcke, die in diesem Beispiel immer zugleich bis auf die Nummer <number>, dem Bezeichner einer jeweiligen Funktion entsprechen und somit die Anfänge von Funktionen erkennbar machen.

Da es in der main-Funktion keinen Funktionsaufruf gab, wird der Code, der nach dem Befehl in der markierten Zeile in Code 3.67 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 Folge von RETI-Befehlen anfängt, die aus den Anweisungen einer Funktion kompiliert wurden.

```
# // 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 3.67: RETI-Blocks Pass für 3 Funktionen.

3.3.6.1.1 Sprung zur Main Funktion

Im vorherigen Beispiel in Code 3.63 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 3.68 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 3.68: PicoC-Code für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.69 sind die Funktionen 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
```

```
Name 'fun2.1',
12
13
           # // Return(Num('1'))
           # 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
     1
```

Code 3.69: 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, war es, wenn die main-Funktion nicht die erste Funktion im decls_defs-Attribut des File(name, decls_defs)-Knoten ist, einen start.<number>-Block als ersten Block einzufügen. Dieser start.<number>-Block enthält einen GoTo(Name('main.<number>'))-Knoten, der im RETI Pass in Code 3.71 in einen Sprung zum Block der main-Funktion übersetzt wird.⁵³

In der Implementierung des PicoC-Compilers wurde sich für diese Möglichkeit entschieden, da es für Verwender⁵⁴ 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 Einfügen des start.<number>-Blockes erfolgt im RETI-Patch Pass in Code 3.70. Der RETI-Patch Pass ist der Pass, der für das Ausbessern⁵⁵ des Abstrakten Syntaxbaumes zuständig ist, wenn z.B. wie hier 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')))
```

⁵³Die 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.

 $^{^{54}\}mathrm{Also}$ die kommenden Studentengenerationen.

⁵⁵In engl. to patch.

```
Exp(GoTo(Name('main.0')))
 9
         ],
10
       Block
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 3.70: RETI-Patch Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist.

Im RETI Pass in Code 3.71 werden die Knoten 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 3.71: RETI Pass für Funktionen, wobei die main Funktion nicht die erste Funktion ist.

3.3.6.2 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 Fehler-meldungen ausgegeben werden können, wenn der Prototyp (Definition 1.6) 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 bei der in Code 3.72 markierten Zeile 1 oder indirekt zusammen mit der Funktionsdefinition (z.B. void fun1(){}), wie in den markierten Zeilen 3-4.

In dem Beispiel in Code 3.72 erfolgt in Zeile 7 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.

Code 3.72: PicoC-Code für Funktionen, wobei eine Funktion vorher deklariert werden muss.

Die Deklaration einer Funktion erfolgt mithilfe einer Symboltabelle (Definition 3.8), die in Code 3.73 für das Beispiel in Code 3.72 dargestellt ist. Die Symboltabelle ist als Assoziatives Feld umgesetzt, indem über einen Schlüssel ein Symboltabelleneintrag mit verschiedenen Attributen, welche bereits in Tabelle 3.11 erklärt wurden für eine Variable, eine Konstante, eine Funktion, einen Datentyp usw. nachgeschlagen werden kann. Für z.B. die Funktion int fun2(int var) werden die Attribute des Symboltabelleneintrags Symbol(type_qual, datatype, name, val_addr, pos, size) wie üblich gesetzt. Dem datatype-Attribut werden dabei einfach die Koten des kompletten Funktionsprototypes 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 in Code 3.73 haben unterschiedliche Sichtbarkeitsbereiche (Definition 1.9), nämlich den der jeweiligen Funktion, also main und fun2. Die Sichtbarkeitsbereiche der Funktionen werden mittels eines Suffix "@<fun_name>" umgesetzt, der an den Bezeichner var angehängt wird: var@<fun_name>. Dieser Bezeichner mit angehängten Suffix <var_name>@<scope> wird als Schlüssel zum Nachschlagen von Symboltabelleneinträgen in der Symboltabelle verwendet. Im Fall von Funktionen handelt es sich bei diesem Suffix @<scope> um den Bezeichner der jeweiligen Funktion, der aus dem name-Attribut des FunDef(datatype, name, params, stmts_blocks)-Knotens entnommen wird.

Dieser Suffix wird geändert, sobald beim Top-Down⁵⁶-Iterieren über den Abstrakten Syntaxbaum ein neuer FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)-Knoten betreten wird und über dessen Anweisungsknoten im stmts_blocks-Attribut iteriert wird. Die Schlüssel der Symboltabelle sind identisch zur Zeichenkette, die im Name(str)-Knoten des name-Attributes im Symboltabelleneintrag Symbol(type_qual, datatype, name, val_addr, pos, size) gespeichert ist. Dadurch lässt sich aus dem Symboltabelleneintrag einer Variable direkt ihr Sichtbarkeitsbereich, in dem sie definiert wurde ablesen. Dies ist in Code 3.73 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 Symboltabelleneintrags für eine Variable, an den Bezeichner der Variablen, die man nachschlagen will angehängt wird und nicht nur beim Definieren der Variable.

Ein Grund, warum Sichtbarkeitsbereiche über das Anhängen eines Suffix an den Bezeichner gelöst sind, ist, dass auf diese Weise die Schlüssel der Symboltabelle eindeutig sind, denn z.B. bei Funktionen ist es nicht möglich zwei Funktionen mit dem gleichen Bezeichner zu deklarieren / definieren⁵⁷. Folglich kann eine Variable nur in genau der Funktion nachgeschlagen, in der sie definiert wurde. Das Symbol '@' wird aus einem bestimmten Grund als Trennzeichen verwendet, welcher bereits in Unterkapitel 3.3.1.3 erläutert wurde.

```
1
   SymbolTable
 2
3
     Symbol
           type qualifier:
                                     Empty()
 6
                                     FunDecl(IntType('int'), Name('fun2'), [Alloc(Writeable(),
           datatype:
           → IntType('int'), Name('var'))])
                                     Name('fun2')
           name:
 8
                                     Empty()
           value or address:
 9
                                     Pos(Num('1'), Num('4'))
           position:
10
           size:
                                     Empty()
11
         },
12
       Symbol
13
         {
14
           type qualifier:
                                     Empty()
15
                                     FunDecl(VoidType('void'), Name('fun1'), [])
           datatype:
16
           name:
                                     Name('fun1')
17
           value or address:
                                     Empty()
18
                                     Pos(Num('3'), Num('5'))
           position:
19
                                     Empty()
           size:
20
         },
21
       Symbol
22
         {
23
           type qualifier:
                                     Empty()
24
                                     FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
           datatype:
                                     Name('main')
           name:
26
           value or address:
                                     Empty()
27
           position:
                                     Pos(Num('6'), Num('5'))
28
           size:
                                     Empty()
29
         },
30
       Symbol
31
         {
```

⁵⁶D.h. von der Wurzel zu den Blättern eines Baumes.

⁵⁷Sonst gibt es eine Fehlermeldung, wie ReDeclarationOrDefinition.

```
type qualifier:
                                     Writeable()
33
           datatype:
                                     IntType('int')
34
           name:
                                     Name('var@main')
35
           value or address:
                                     Num('0')
36
                                     Pos(Num('7'), Num('6'))
           position:
37
           size:
                                     Num('1')
38
         },
39
       Symbol
40
41
           type qualifier:
                                     Writeable()
42
                                     IntType('int')
           datatype:
43
                                     Name('var@fun2')
           name:
44
                                     Num('0')
           value or address:
45
                                     Pos(Num('12'), Num('13'))
           position:
46
                                     Num('1')
           size:
47
         }
48
     ]
```

Code 3.73: Symboltabelle für Funktionen, wobei eine Funktion vorher deklariert werden muss.

3.3.6.3 Funktionsaufruf

Ein Funktionsaufruf (z.B. stack_fun(1+1)) wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.74 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 3.3.6.3.1 erklärt. Zudem wurde, um die Adressberechnung anschaulicher zu machen als Datentyp für die beiden lokalen Variablen local_var in beiden Funktion main und 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 3.74: Pico C-Code für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.75 wird ein Funktionsaufruf stack_fun(1+1) durch die Knoten Exp(Call(Name('stack_fun'), [BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))])) dargestellt.

Der Parameter param der Funktion stack_fun wird, wie in Code 3.75 markiert ist mithilfe der Knoten Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('param')) dargestellt, die normalerweise eine Allokation darstellen, wie z.B. bei der Lokalen Variable local_var: Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st'))), Name('local_var'))).

Das hat den Grund, dass Parameter einer Funktion auf diese Weise als Exp(Alloc(type_qual, datatype, name)) in der Symboltabelle definiert werden können. Hierzu werden die Parameter, die als Alloc(type_qual, datatype, name)-Knoten dargestellt sind exp-Attributen der Exp(exp)-Knoten zugewiesen. Die durch die Exp(Alloc(type_qual, datatype, name))-Knoten dargestellten Allokationsanweisungen werden im PicoC-ANF Pass dann als erstes im stmts_blocks-Attribut des FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)-Knoten verarbeitet.

```
File
    Name './example_fun_call_no_return_value.ast',
 4
       StructDecl
 5
         Name 'st',
           Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('attr'))
         ],
 9
       FunDecl
10
         VoidType 'void',
11
         Name 'stack_fun',
12
         Γ
13
           Alloc
14
             Writeable,
             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
         Γ
34
           Exp(Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st'))),
               Name('local_var')))
35
         ]
36
    ]
```

Code 3.75: Abstrakter Syntaxbaum für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.

Alle Funktionen außer der main-Funktion besitzen einen Stackframe (Definition 3.10). Bei der main-Funktion werden Lokale Variablen einfach zu den Globalen Statischen Daten geschrieben.

In Tabelle 3.20 ist für das Beispiel in Code 3.74 das Datensegment inklusive Stackframe der Funktion stack_fun mit allen allokierten Variablen dargestellt. Mithilfe der Spalte Relativadresse in der Tabelle 3.20 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 3.76. Bei Stackframes fangen die Relativadressen erst 2 Speicherzellen relativ zum BAF-Register an, da die Rücksprungadresse und die Startadresse des Vorgängerframes Platz brauchen.

Dadurch, dass die Allokationsanweisungen Exp(Alloc(type_qual, datatype, name)) der Parameter wie vorhin erwähnt als erstes vor allen anderen Anweisungen einer Funktion ausgeführt werden, wird z.B. der Parameter param der Funktion stack_fun als erstes auf dem dem Stackframe in Tabelle 3.20 allokiert und erst danach folgt die Lokale Variable local_var⁵⁸.

Relativ- adresse	Inhalt	${f Register}$
0	$\langle local_var@main angle$	CS
1		
2		
3		
		SP
4	$\langle local_var@stack_fun \rangle$	
3		
2		
1		
0	$\langle param@stack_fun \rangle$	
	Rücksprungadresse	
	Startadresse Vorgängerframe	BAF

Tabelle 3.20: Datensegment mit Stackframe.

Definition 3.10: Stackframe

Eine Datenstruktur, die dazu dient während der Laufzeit eines Programmes den Zustand einer Funktion "konservieren" zu können, um die Ausführung dieser 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 3.21 dargestellt.^a

 $\begin{array}{ccc} & & \leftarrow \text{SP} \\ \hline \text{Tempor\"{a}re Berechnungen} & & \\ & \text{Lokale Variablen} & & \\ & \text{Parameter} & \\ & \text{R\"{u}cksprungadresse} \\ \hline \text{Startadresse Vorg\"{a}ngerframe} & \leftarrow \text{BAF} \\ \hline \end{array}$

 ${\bf Tabelle~3.21:}~ \textit{Aufbau~Stackframe}$

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 aufrufenden Funktion zeigt.

Als zweites steht in einem Stackframe üblicherweise die Rücksprungadresse. Die

 $[\]overline{^{58}\mathrm{Der}\;\mathrm{Stack}\;\mathrm{w\ddot{a}chst}\;\mathrm{in}\;\mathrm{Tabelle}\;3.20}\;\mathrm{von\;unten-nach-oben},\;\mathrm{daher\;wird\;ein\;Stackframe\;ebenfalls\;von\;unten-nach-oben\;gelesen}.$

Rücksprungadresse ist die Adresse relativ zum Anfang des Codesegments, an welcher die Ausführung der aufrufenden Funktion nach einem Funktionsaufruf fortgesetzt wird.

Die Startadresse des Vorgängerframes und die Rücksprungadresse stehen beide im Stackframe der aufgerufenen Funktion, weil eine Funktion von allen möglichen Funktionen aufgerufen werden kann und diese beiden Informationen der aufrufenden Funktion für den Rücksprung im Stackframe der aufgerufenen Funktion benötigt werden, da hier auf die einfachste Weise darauf zugegriffen werden kann. Alles weitere in Tabelle 3.21 ist selbsterklärend. cd

```
SymbolTable
     Γ
       Symbol
 4
         {
           type qualifier:
           datatype:
                                    ArrayDecl([Num('2')], IntType('int'))
           name:
                                    Name('attr@st')
 8
9
           value or address:
                                    Empty()
                                    Pos(Num('1'), Num('15'))
           position:
10
                                    Num('2')
           size:
11
         },
12
       Symbol
13
         {
14
           type qualifier:
                                    Empty()
15
                                    StructDecl(Name('st'), [Alloc(Writeable(),
           datatype:
           → ArrayDecl([Num('2')], IntType('int')), Name('attr'))])
16
                                    Name('st')
17
           value or address:
                                    [Name('attr@st')]
18
           position:
                                    Pos(Num('1'), Num('7'))
19
           size:
                                    Num('2')
20
         },
21
       Symbol
22
23
           type qualifier:
                                    Empty()
                                    FunDecl(VoidType('void'), Name('stack_fun'),
           datatype:
                                   IntType('int'), Name('param'))])
           25
                                    Name('stack_fun')
           name:
26
                                    Empty()
           value or address:
27
                                    Pos(Num('3'), Num('5'))
           position:
28
           size:
                                    Empty()
29
         },
30
       Symbol
31
         {
32
           type qualifier:
                                    Empty()
33
                                    FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
           datatype:
34
                                    Name('main')
           name:
35
           value or address:
                                    Empty()
36
                                    Pos(Num('5'), Num('5'))
           position:
37
           size:
                                    Empty()
```

^aWenn von "auf den Stack schreiben" gesprochen wird, dann wird damit gemeint, dass der Bereich für Temporäre Berechnungen (nach Tabelle 3.21) vergrößert wird und ein Wert hinein geschrieben wird.

^bDie Tabelle 3.21 ist von unten-nach-oben zu lesen, da im PicoC-Compiler Stackframes in einem Stack untergebracht werden, der von unten-nach-oben wächst. Alles soll konsistent dazu gehalten werden, wie es im PicoC-Compiler umgesetzt ist.

^cC. Scholl, "Betriebssysteme".

 $^{^{}d}$ Aufrufstapel.

```
},
39
       Symbol
40
         {
           type qualifier:
                                     Writeable()
42
                                     ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st')))
           datatype:
43
                                     Name('local_var@main')
           name:
44
           value or address:
                                     Num('0')
45
                                     Pos(Num('6'), Num('12'))
           position:
46
                                     Num('4')
           size:
47
         },
48
       Symbol
49
         {
50
           type qualifier:
                                     Writeable()
           datatype:
                                     IntType('int')
52
           name:
                                     Name('param@stack_fun')
53
                                     Num('0')
           value or address:
54
           position:
                                     Pos(Num('11'), Num('19'))
                                     Num('1')
           size:
56
         },
57
       Symbol
58
         {
59
           type qualifier:
                                     Writeable()
60
                                     ArrayDecl([Num('2')], StructSpec(Name('st')))
           datatype:
61
                                     Name('local_var@stack_fun')
62
                                     Num('4')
           value or address:
63
           position:
                                     Pos(Num('12'), Num('12'))
64
           size:
                                     Num('4')
65
         }
66
     ]
```

Code 3.76: Symboltabelle für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.77 werden die Knoten Exp(Call(Name('stack_fun'), [Name('local_var')])) durch die Knoten StackMalloc(Num('2')), NewStackframe(Name('stack_fun'),GoTo(Name('addr@next_instr'))), Exp(GoTo(Name('stack_fun.0'))) und RemoveStackframe() usw. ersetzt. Die Bedeutung all dieser Knoten und Kompositionen von Knoten wird in Tabelle 3.22 erläutert.

Knoten	Beschreibung	
StackMalloc(num)	Steht für das Allokieren von num Speicherzellen auf dem Stack.	
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.	
Exp(GoTo(name))	Sprung zu einem anderen Block durch Angabe des Bezeichners des Blocks, wobei das Attribut name der Bezeichner des Blocks ist, zu dem Gesprungen werden soll.	
<pre>Instr(Loadi(), [Reg(reg), GoTo(Name('addr@next_instr'))])</pre>	Lädt in das reg-Register die Adresse des Befehls, der direkt auf dem nächsten Sprung zum Block einer anderen Funk- tion folgt. Die Adresse ist dabei relativ zum Anfang des Codesegments.	
RemoveStackframe()	Container für das Entfernen des aktuellen Stackframes, durch das Wiederherstellen des im Stackframe der aufge- rufenen Funktion gespeicherten Werts des BAF-Registes der aufrufenden Funktion und das Setzen des SP-Registers auf den Wert des BAF-Registers der aufgerufenen Funktion.	

Tabelle 3.22: Knoten für Funktionsaufruf.

Die Knoten StackMalloc(Num('2')) sind 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.

```
Name './example_fun_call_no_return_value.picoc_mon',
       Block
5
6
7
8
9
         Name 'main.1',
           StackMalloc(Num('2'))
           Exp(Num('1'))
           Exp(Num('1'))
           Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
           NewStackframe(Name('stack_fun.0'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
12
           Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))
13
           RemoveStackframe()
14
           Return(Empty())
15
         ],
16
       Block
```

Code 3.77: PicoC-ANF Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.78 werden die PicoC-Knoten StackMalloc(Num('2')), NewStackframe(Na me('stack_fun'), GoTo(Name('addr@next_instr'))), Exp(GoTo(Name('stack_fun.0'))) und RemoveStackframe() durch semantisch entsprechende Knoten ersetzt.

Die Knoten LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr')) und Exp(GoTo(Name('stack_fun.0'))) in Zeile 29 und 33 in Code 3.78 bestehen noch nicht ausschließlich aus RETI-Knoten und werden erst später in dem für sie vorgesehenen RETI-Pass in Code 3.79 passend ersetzt. Der Bezeichner stack_fun.0 für NewStackframe(Name('stack_fun.0')), GoTo(Name('addr@next_instr'))) und Exp(GoTo(Name('stack_fun.0'))), wird mithilfe des Assoziativen Feldes fun_name_to_block_name⁵⁹ und dem Schlüssel stack_fun⁶⁰ aus Exp(Call(Name('stack_fun'), [BinOp(Num('1'), Add('+'), Num('1'))])) nachgeschlagen.⁶¹

```
File
 2
     Name './example_fun_call_no_return_value.reti_blocks',
     Γ
 4
5
       Block
         Name 'main.1',
           # StackMalloc(Num('2'))
           SUBI SP 2;
 9
           # Exp(Num('1'))
10
           SUBI SP 1;
11
           LOADI ACC 1;
12
           STOREIN SP ACC 1;
13
           # Exp(Num('1'))
14
           SUBI SP 1;
15
           LOADI ACC 1;
16
           STOREIN SP ACC 1;
17
           # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Add('+'), Stack(Num('1'))))
18
           LOADIN SP ACC 2;
19
           LOADIN SP IN2 1;
20
           ADD ACC IN2;
21
           STOREIN SP ACC 2;
22
23
           # NewStackframe(Name('stack_fun.0'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
24
           MOVE BAF ACC;
           ADDI SP 3;
25
26
           MOVE SP BAF;
27
           SUBI SP 7;
28
           STOREIN BAF ACC 0;
29
           LOADI ACC GoTo(Name('addr@next_instr'));
           ADD ACC CS;
```

⁵⁹Welches in Unterkapitel 3.3.6.1 eingeführt wurde.

⁶⁰Dem Bezeichner der Funktion zu der gesprungen werden soll.

⁶¹Die 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.

```
STOREIN BAF ACC -1;
32
           # Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))
33
           Exp(GoTo(Name('stack_fun.0')))
34
           # RemoveStackframe()
35
           MOVE BAF IN1;
36
           LOADIN IN1 BAF O:
37
           MOVE IN1 SP;
38
           # Return(Empty())
39
           LOADIN BAF PC -1;
40
         ],
41
       Block
42
         Name 'stack_fun.0',
43
44
           # Return(Empty())
45
           LOADIN BAF PC -1;
46
         ٦
    ]
```

Code 3.78: RETI-Blocks Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.

Im RETI Pass in Code 3.79 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 5⁶² 63 ersetzt: LOADI ACC 21. Die Knoten, die den Sprung Exp(GoTo(Name('stack_fun.0'))) darstellen, werden durch den Befehl JUMP 5 ersetzt, der die Distanz als die Anzahl Speicherzellen 5 bis zum ersten Befehl der Funktion stack_fun enthält.

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)⁶⁴ und des aktuellen Blocks, in dem der RETI-Knoten JUMP 5 selbst liegt berechnet.

Die relative Adresse 21 des Befehls LOADI ACC 21 wird ebenfalls mithilfe des versteckten instrs_before-Attributes des aktuellen Blocks Block(name, stmts_instrs, instrs_before, num_instrs, param_size, local_vars_size) berechnet. Es handelt sich bei 21 um eine relative Adresse, die relativ zum CS-Register⁶⁵ 66 67 berechnet wird.

Anmerkung Q

Die Berechnung der Adresse adr_{danach} bzw. <addr@next_instr> des Befehls nach dem nächsten Sprung JUMP <distanz> für den Befehl LOADI ACC <addr@next_instr> erfolgt mithilfe der folgenden Formel 3.3.1:

$$adr_{danach} = \#Bef_{vor\,akt,Bl} + idx + 4 \tag{3.3.1}$$

wobei:

• es sich bei adr_{danach} um eine relative Adresse handelt, die relativ zum Anfang des Codesegments berechnet wird.

⁶²Der für den Sprung zur gewünschten Funktion verantwortlich ist.

⁶³ Also der Befehl, der bisher durch die Knoten Exp(GoTo(Name('stack_fun.0'))) dargestellt wurde.

 $^{^{64} \}mbox{Welcher}$ den ersten Befehl der gewünschten Funktion enthält.

⁶⁵Also relativ zum Anfang des Codesegments.

⁶⁶Welches im RETI-Interpreter von einem Startprogramm im EPROM immer so gesetzt wird, dass es die Adresse enthält, an der das Codesegment anfängt.

⁶⁷Wobei man bei den **Adressen** bei 0 anfängt zu zählen.

- #Bef_{vor akt. Bl.} 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 de 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 = relativer Index des Befehls LOADI ACC <addr@next_instr>, für den die Adresse adr_{danach} bzw. <addr@next_instr> gerade berechnet werden soll im aktuellen Block.
- 4 $\hat{=}$ Distanz, die zwischen den in Code 3.79 markierten Befehlen LOADI ACC <im> und JUMP <im> gesprungen werden muss und noch eins mehr, weil man ja zum Befehl nach dem Sprung JUMP <im> springen will.

Die Berechnug der Sprungdistanz^a Dist_{Zielbl.} bzw. <distance> zum ersten Befehl eines im vorhergehenden Pass existenten Blockes^b für den Sprungbefehl JUMP <distance> erfolgt nach der folgenden Formel 3.3.2:

$$Dist_{Zielbl.} = \begin{cases} #Bef_{vor\ Zielbl.} - #Bef_{vor\ akt.\ Bl.} - idx & #Bef_{vor\ Zielbl.}! = #Bef_{vor\ akt.\ Bl.} \\ -idx & #Bef_{vor\ Zielbl.} = #Bef_{vor\ akt.\ Bl.} \end{cases}$$
(3.3.2)

wobei:

- #Bef_{vor Zielbl.} Anzahl Befehle vor dem Zielblock zu dem gesprungen werden soll. 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).
- $\#Bef_{vor\ akt.\ Bl.}$ und idx haben die gleiche Bedeutung, wie in der Formel 3.3.1.
- idx = relativer Index des Befehls JUMP <distance>, für den gerade die Sprungdistanz $Dist_{Zielbl}$ bzw. <distance> gerade berechnet werden soll im aktuellen Block.

In Abbildung 3.9 sind alle 3 möglichen Konstellationen $\#Bef_{vor\ Zielbl.} > \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.}$, $\#Bef_{vor\ akt.\ Bl.}$ und $\#Bef_{vor\ Zielbl.} = \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.}$ veranschaulicht, welche durch die Formel 3.3.2 abgedeckt sind c.

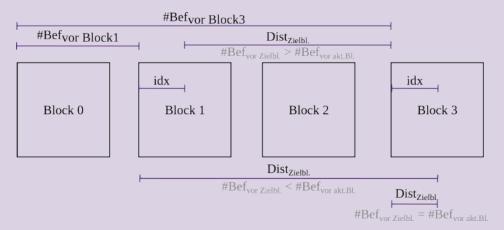


Abbildung 3.9: Veranschaulichung der Dinstanzberechnung

 $[^]a\mathrm{Diese}$ Distanz kann auch negativ werden.

```
^bIm RETI-Pass gibt es keine Blöcke mehr.
^cDie Konstellationen \#Bef_{vor\ Zielbl.} > \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.}, \#Bef_{vor\ Zielbl.} < \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.} sind im Fall \#Bef_{vor\ Zielbl.}! = \#Bef_{vor\ akt.\ Bl.} zusammengefasst, da sie auf die gleiche Weise berechnet werden.
```

```
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;
# NewStackframe(Name('stack_fun.0'), 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 3.79: RETI-Pass für Funktionsaufruf ohne Rückgabewert.

3.3.6.3.1 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 3.80 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.

```
int fun_with_return_value() {
   return 21 * 2;
}

void fun_no_return_value() {
   return;
}

void main() {
   int var = fun_with_return_value();
   fun_no_return_value();
}
```

Code 3.80: PicoC-Code für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.

Im Abstrakten Syntaxbaum in Code 3.81 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(),IntTy pe('int'),Name('var')),Call(Name('fun_with_return_value'),[])).

```
2
    Name './example_fun_call_with_return_value.ast',
    Γ
      FunDef
        IntType 'int',
        Name 'fun_with_return_value',
7
8
        [],
        Γ
9
          Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))
10
        ],
11
      FunDef
12
        VoidType 'void',
13
        Name 'fun_no_return_value',
14
15
        Γ
16
          Return(Empty())
17
        ],
18
      FunDef
        VoidType 'void',
19
20
        Name 'main',
21
        [],
22
23
          Assign(Alloc(Writeable(), IntType('int'), Name('var')),
          Exp(Call(Name('fun_no_return_value'), []))
24
25
        ٦
26
    ]
```

Code 3.81: Abstrakter Syntaxbaum für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.82 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, welches den Rückgabewert darstellt, 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, die im Stackframe der aufgerufenen Funktion gespeichert ist in das PC-Register geladen⁶⁸, 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 wird⁶⁹, 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 vom ACC-Register 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 direkt ohne weiteres berechnen, um wieviel die Adresse im SP-Register verglichen zu vorher verschoben ist, weil der Speicherplatz, den 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 gerade allokierten 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.⁷⁰

Der Umgang mit einer Funktion ohne Rückgabewert wurde am Anfang dieses Unterkapitels 3.3.6.3 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.

```
1 File
2  Name './example_fun_call_with_return_value.picoc_mon',
3  [
4   Block
5   Name 'fun_with_return_value.2',
6  [
```

⁶⁸Die Rücksprungadresse wurde zuvor durch den NewStackframe()-Knoten eine Speicherzelle vor der Speicherzelle auf die das BAF-Register zeigt im Stackframe gespeichert (siehe Unterkapitel 3.3.6.3 für Zusammenhang).

 $^{^{69}\}mathrm{Als}$ in Unterkapitel 3.3.6.3 bisher erklärt wurde.

⁷⁰Die 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.

```
// Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))
           Exp(Num('21'))
 9
           Exp(Num('2'))
10
           Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
11
           Return(Stack(Num('1')))
12
         ],
13
       Block
14
         Name 'fun_no_return_value.1',
15
16
           Return(Empty())
17
         ],
18
       Block
19
         Name 'main.0',
20
         Γ
21
           // Assign(Name('var'), Call(Name('fun_with_return_value'), []))
22
           StackMalloc(Num('2'))
23
           NewStackframe(Name('fun_with_return_value.2'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
24
           Exp(GoTo(Name('fun_with_return_value.2')))
25
           RemoveStackframe()
26
           Exp(ACC)
27
           Assign(Global(Num('0')), Stack(Num('1')))
28
           StackMalloc(Num('2'))
29
           NewStackframe(Name('fun_no_return_value.1'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
30
           Exp(GoTo(Name('fun_no_return_value.1')))
31
           RemoveStackframe()
32
           Return(Empty())
33
         ٦
34
    ]
```

Code 3.82: PicoC-ANF Pass für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.83 werden die PicoC-Knoten Exp(Num('21')), Exp(Num('2')), Exp(BinOp(Stack(Num('2')),Mul('*'),Stack(Num('1')))), Return(Stack(Num('1'))), Return(Empty()), Exp(ACC) und Assign(Global(Num('0')),Stack(Num('1'))) durch ihre semantisch entsprechenden RETI-Knoten ersetzt.

```
2
    Name './example_fun_call_with_return_value.reti_blocks',
4
      Block
5
        Name 'fun_with_return_value.2',
           # // Return(BinOp(Num('21'), Mul('*'), Num('2')))
           # Exp(Num('21'))
9
           SUBI SP 1;
10
           LOADI ACC 21;
11
           STOREIN SP ACC 1;
12
           # Exp(Num('2'))
13
           SUBI SP 1;
          LOADI ACC 2;
14
           STOREIN SP ACC 1;
16
           # Exp(BinOp(Stack(Num('2')), Mul('*'), Stack(Num('1'))))
           LOADIN SP ACC 2;
           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;
           ADDI SP 1;
24
25
           LOADIN BAF PC -1;
26
         ],
27
       Block
28
         Name 'fun_no_return_value.1',
29
30
           # Return(Empty())
           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.2'), 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')))
           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.1'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
64
           MOVE BAF ACC;
           ADDI SP 2;
65
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;
           # Exp(GoTo(Name('fun_no_return_value.1')))
           Exp(GoTo(Name('fun_no_return_value.1')))
           # RemoveStackframe()
           MOVE BAF IN1;
```

```
76 LOADIN IN1 BAF 0;
77 MOVE IN1 SP;
78 # Return(Empty())
79 LOADIN BAF PC -1;
80 ]
81 ]
```

Code 3.83: RETI-Blocks Pass für Funktionsaufruf mit Rückgabewert.

3.3.6.3.2 Umsetzung der Übergabe eines Feldes

Die Eigenheit, dass bei der Übergabe eines Feldes an eine andere Funktion, dieses als Zeiger übergeben wird, wurde bereits im Unterkapitel 1.3 erläutert. Die Umsetzung der Übergabe eines Feldes an eine andere Funktion wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.84 erklärt.

```
void fun_array_from_stackframe(int (*param)[3]) {

void fun_array_from_global_data(int param[2][3]) {

int local_var[2][3];

fun_array_from_stackframe(local_var);
}

void main() {

int local_var[2][3];

fun_array_from_global_data(local_var);
}

fun_array_from_global_data(local_var);
}
```

Code 3.84: PicoC-Code für die Übergabe eines Feldes.

In der Symboltabelle in Code 3.85 kann die Umwandlung eines Felds zu einem Zeiger 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, wie in der Symboltabelle in Code 3.85 gesehen werden kann Num('1'), da ein Zeiger nur eine Speicherzelle einnimmt.

Wie in Unterkapitel 3.3.6.3 erklärt wurde, werden Parameter zu Allokationsanweisungen Exp(Alloc(type_qual, datatype, name)) umgewandelt und als erstes im stmts_blocks-Attribut des FunDef(datatype, name, allocs, stmts_blocks)-Knoten verarbeitet. Bei der gerade erwähnte Änderung des Datentyps von einem Feld-Datentyp zu einem Zeiger-Datentyp, soll nur bei Allokationsanweisungen von Parametern der Feld-Datentyp zu einem Zeiger-Datentyp umgewandelt werden. Bei Allokationsanweisungen von Lokalen Variablen soll keine Umwandlung des Datentyps stattfinden. Um unterscheiden zu können, ob es sich bei der Allokationsanweisung um die Allokation eines Parameters oder eine Lokalen Variablen handelt, wird das versteckte Attribut local_var_or_param-Attribut des Alloc(type qual, datatype, name, local_var_or_param)-Knoten zu Beginn des PicoC-ANF Pass mit z.B. einem entsprechenden Name('param')-Knoten belegt, sodass in diesem Fall klar ist, dass es sich um einen Parameter handelt.

Um die Änderung des Datentyps von einem Feld-Datentyp zu einem Zeiger-Datentyp umzusetzen, wird bei der Erstellung eines Symboltabelleneintrags für einen Feld-Datentyp, vor dem Zuweisen an das

datatype-Attribut eines Symboltabelleneintrags, der oberste Knoten des Teilbaums, der den Feld-Datentyp ArrayDecl(nums, datatype) darstellt zu einem Zeiger-Datentyp PntrDecl(num, datatype) umgewandelt und der Rest des Teilbaumes, der am datatype-Attribut des ArrayDecl(nums, datatype)-Knoten hängt, wird an das datatype-Attribut des Zeigers-Datentypes PntrDecl(num, datatype) gehängt. Bei einem Mehrdimensionalen Feld, fällt eine Dimension an den Zeiger weg und der Rest des Feld-Datentypes ArrayDecl(nums, datatype) wird an das datatype-Attribut des Zeiger-Datentyps PntrDecl(num, datatype) gehängt.

```
SymbolTable
     Ε
       Symbol
           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'))])
                                    Name('fun_array_from_stackframe')
           name:
 8
                                    Empty()
           value or address:
 9
                                    Pos(Num('1'), Num('5'))
           position:
10
                                    Empty()
           size:
11
         },
12
       Symbol
13
         {
14
                                    Writeable()
           type qualifier:
15
                                    PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')))
           datatype:
                                    Name('param@fun_array_from_stackframe')
           name:
                                    Num('0')
17
           value or address:
18
                                    Pos(Num('1'), Num('37'))
           position:
19
                                    Num('1')
           size:
20
         },
21
       Symbol
22
         {
23
           type qualifier:
                                    Empty()
24
                                    FunDecl(VoidType('void'), Name('fun_array_from_global_data'),
           datatype:
               [Alloc(Writeable(), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')), Name('param'))])
                                    Name('fun_array_from_global_data')
26
                                    Empty()
           value or address:
27
                                    Pos(Num('4'), Num('5'))
           position:
28
                                    Empty()
           size:
29
         },
30
       Symbol
31
32
           type qualifier:
                                    Writeable()
33
                                    PntrDecl(Num('1'), ArrayDecl([Num('3')], IntType('int')))
           datatype:
34
                                    Name('param@fun_array_from_global_data')
           name:
35
                                    Num('0')
           value or address:
36
                                    Pos(Num('4'), Num('36'))
           position:
37
           size:
                                    Num('1')
38
         },
39
       Symbol
40
41
           type qualifier:
                                    Writeable()
42
                                    ArrayDecl([Num('2'), Num('3')], IntType('int'))
           datatype:
43
                                    Name('local_var@fun_array_from_global_data')
           name:
44
                                    Num('6')
           value or address:
45
                                    Pos(Num('5'), Num('6'))
           position:
                                    Num('6')
           size:
```

```
},
48
       Symbol
49
         {
50
           type qualifier:
                                     Empty()
51
                                     FunDecl(VoidType('void'), Name('main'), [])
           datatype:
52
                                     Name('main')
           name:
53
                                     Empty()
           value or address:
                                     Pos(Num('9'), Num('5'))
54
           position:
55
           size:
                                     Empty()
56
         },
       Symbol
57
58
         {
59
                                     Writeable()
           type qualifier:
60
                                     ArrayDecl([Num('2'), Num('3')], IntType('int'))
           datatype:
61
                                     Name('local_var@main')
           name:
62
           value or address:
                                     Num('0')
63
           position:
                                     Pos(Num('10'), Num('6'))
64
                                     Num('6')
           size:
65
         }
66
     ]
```

Code 3.85: Symboltabelle für die Übergabe eines Feldes.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.86 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-Blocks Pass in Code 3.87 durch unterschiedliche RETI-Befehle ersetzt. Hierbei stellen die Zahlen '0' bzw. '6' in den Knoten Global(num) bzw. Stackframe(num), die aus der Symboltabelle in Code 3.85 entnommen sind relative Adressen relativ zum DS-Register bzw. SP-Register dar. Die Zahl '6' ergibt sich dadurch, dass das Feld local_var der Funktion fun_array_from_global_data die Dimensionen 2×3 hat und ein Feld von Integern ist, also $size(type(local_var)) = \left(\prod_{j=1}^n \dim_j\right) \cdot size(int) = 2 \cdot 3 \cdot 1 = 6$ Speicherzellen.

```
1
    Name './example_fun_call_by_sharing_array.picoc_mon',
     Ε
      Block
        Name 'fun_array_from_stackframe.2',
6
7
8
9
           Return(Empty())
        ],
      Block
10
         Name 'fun_array_from_global_data.1',
11
12
           StackMalloc(Num('2'))
13
           Ref(Stackframe(Num('6')))
14
           NewStackframe(Name('fun_array_from_stackframe.2'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
15
           Exp(GoTo(Name('fun_array_from_stackframe.2')))
```

```
16
           RemoveStackframe()
17
           Return(Empty())
18
         ],
19
       Block
20
         Name 'main.0',
21
22
           StackMalloc(Num('2'))
23
           Ref(Global(Num('0')))
24
           NewStackframe(Name('fun_array_from_global_data.1'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
25
           Exp(GoTo(Name('fun_array_from_global_data.1')))
26
           RemoveStackframe()
27
           Return(Empty())
28
         ]
     1
```

Code 3.86: PicoC-ANF Pass für die Übergabe eines Feldes.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.87 werden die PicoC-Knoten Ref(Global(Num('0'))) und Ref(Stackfram e(Num('6'))) durch ihre entsprechenden RETI-Knoten ersetzt.

```
1
  File
 2
    Name './example_fun_call_by_sharing_array.reti_blocks',
     Γ
 4
       Block
         Name 'fun_array_from_stackframe.2',
 6
 7
8
           # Return(Empty())
           LOADIN BAF PC -1;
9
        ],
10
       Block
11
         Name 'fun_array_from_global_data.1',
12
13
           # StackMalloc(Num('2'))
14
           SUBI SP 2;
15
           # Ref(Stackframe(Num('6')))
16
           SUBI SP 1;
17
           MOVE BAF IN1;
18
           SUBI IN1 8;
19
           STOREIN SP IN1 1;
           # NewStackframe(Name('fun_array_from_stackframe.2'), 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 O;
           MOVE IN1 SP;
```

```
# Return(Empty())
           LOADIN BAF PC -1;
36
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.1'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
49
           MOVE BAF ACC;
50
           ADDI SP 3;
           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 O;
62
           MOVE IN1 SP;
63
           # Return(Empty())
64
           LOADIN BAF PC -1;
65
         ]
    ]
66
```

Code 3.87: RETI-Block Pass für die Übergabe eines Feldes.

3.3.6.3.3 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 1.3 erläutert. Die Umsetzung der Übergabe eines Verbundes wird im Folgenden mithilfe des Beispiels in Code 3.88 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 3.88: PicoC-Code für die Übergabe eines Verbundes.

Im PicoC-ANF Pass in Code 3.89 werden zur Übergabe der beiden Verbunde local_var@main und param@fun_array_from_global_data, diese 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 Feld⁷¹. 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.

Des Weiteren muss unterschieden werden, ob ein Verbund an eine Funktion übergeben wird oder einfach nur normal auf einen Verbund zugegriffen wird. Wenn normal auf einen Verbund zugegriffen wird, dann wird das erste Attribut auf den Stack geschrieben. Wenn ein Verbund dagegen an eine Funktion übergeben wird, wird dieser komplett auf den Stack kopiert, um später Teil des Stackframes der aufgerufenen Funktion zu werden.

Das wird durch eine globale Variable argmode_on implementiert, die auf true gesetzt wird, solange ein 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 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 Exp(Global(num)) bzw. Exp(Stackframe(num)) für die Ersetzung verwendet.⁷²

In Code 3.89 werden die Knoten Assign(Stack(Num('3')), Global(Num('0'))) 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 dieser Funktion liegt.

```
1
   File
    Name './example_fun_call_by_value_struct.picoc_mon',
     Γ
       Block
         Name 'fun_struct_from_stackframe.2',
 6
7
8
9
         [
           Return(Empty())
         ],
       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.2'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
           Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_stackframe.2')))
```

 $^{^{71}\}overline{\text{Wie es in Unterkapitel } 3.3.6.3.2}$ erklärt wurde

⁷²Die 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.

```
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.1'), GoTo(Name('addr@next_instr')))
25
           Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_global_data.1')))
26
           RemoveStackframe()
27
           Return(Empty())
28
         ]
     1
```

Code 3.89: PicoC-ANF Pass für die Übergabe eines Verbundes.

Im RETI-Blocks Pass in Code 3.90 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.

```
File
    Name './example_fun_call_by_value_struct.reti_blocks',
    Γ
 4
      Block
 5
         Name 'fun_struct_from_stackframe.2',
 6
 7
8
           # Return(Empty())
           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;
           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.2'), 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')))
           Exp(GoTo(Name('fun_struct_from_stackframe.2')))
```

```
# RemoveStackframe()
35
           MOVE BAF IN1;
36
           LOADIN IN1 BAF O;
37
           MOVE IN1 SP;
           # Return(Empty())
39
           LOADIN BAF PC -1;
40
        ],
       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.1'), 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')))
           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
    ]
```

Code 3.90: RETI-Block Pass für die Übergabe eines Verbundes.

3.4 Fehlermeldungen

Die Fehlerarten, die der PicoC-Compiler ausgeben kann sind in den Tabellen 3.23, 3.24 und 3.25 und eingeteilt nach den Kategorien "Fehlerarten in der Lexikalischen und Syntaktischen Analyse", "Fehlerarten in den Passes", "Fehlerarten, die zur Laufzeit auftreten" aus Unterkapitel 2.6. Da der PicoC-Compiler nicht in der Lage ist mehrere Dateien zu kompilieren und somit keinen Linker nötig hat, mussten Fehler, die normalerweise beim Linken aufgefunden werden würden in den Passes umgesetzt werden und sind somit der Kategorie "Fehlerarten in den Passes" zuzuordnen.

Fehlerarten, wie z.B. UninitialisedVariable beim Verwenden einer uninitialisierten Variable oder IndexOutOfBound bei einem Feldzugriff auf einen Index, der außerhalb des Feldes liegt gibt es für die Sprache L_{PicoC} nicht, da da bei der Programmiersprache L_C , die eine Obermenge der Programmiersprache L_{PicoC} ist diese Fehlermeldungen auch nicht gibt. Das Programm in Code 3.91 läuft z.B. ohne Fehlermeldungen durch.

```
1 #include <stdio.h>
2
3 void main() {
4   int var;
5   printf("\n%d", var);
6 }
```

Code 3.91: Beispiel für C-Programm, dass eine uninitialisierte Variable verwendet.

Fehlerart	Beschreibung
UnexpectedCharacter	Der Lexer ist auf eine unerwartete Zeichenfolge gestossen, die in
	der Konkretten Grammatik für die Lexikalische Analyse 3.1.1
	nicht abgeleitet werden kann.
UnexpectedToken	Der Parser hat ein unerwartetes Token erhalten, das in dem
	Kontext in dem es sich befand in der Konkretten Grammatik für
	die Syntaktische Analyse 3.2.10 nicht abgeleitet werden kann.
UnexpectedEOF	Der Parser hat in dem Kontext in dem er sich befand bestimmte
	Tokens erwartet, aber die Eingabe endete abrupt.

Tabelle 3.23: Fehlerarten in der Lexikalischen und Syntaktischen Analyse.

Fehlerart	Beschreibung
UnknownIdentifier	Es wird ein Zugriff auf einen Bezeichner gemacht (z.B. unknown_var + 1), der noch nicht deklariert und ist daher nicht in der Symboltabelle aufgefunden werden kann.
UnknownAttribute	Der Verbundstyp (z.B. struct st {int attr1; int attr2;}) auf dessen Attribut im momentanen Kontext zugegriffen wird (z.B. var[3].unknown_attr) besitzt das Attribut (z.B. unknown_attr) auf das zugegriffen werden soll nicht.
ReDeclarationOrDefinition	Ein Bezeichner ^a der bereits deklariert oder definiert ist (z.B. int var) wird erneut deklariert oder definiert (z.B. int var[2]). Dieser Fehler ist leicht festzustellen, indem geprüft wird ob das Assoziative Feld durch welches die Symboltabelle umgesetzt ist diesen Bezeichner bereits als Schlüssel besitzt.
ConstAssign	Wenn einer intialisierten Konstante (z.B. const int const_var = 42) ein Wert zugewiesen wird (z.B. const_var = 41). Der einzige Weg, wie eine Konstante einen Wert erhält ist bei ihrere Initialisierung.
TooLargeLiteral	Der Wert eines Literals ist größer als $2^{31} - 1$ oder kleiner als -2^{31} .
NotExactlyOneMainFunction	Das Programm besitzt keine oder mehr als eine main-Funktion.
${\tt PrototypeMismatch}$	Der Prototyp einer deklarierten Funktion (z.B. int fun(int arg1, int arg2[3])) stimmt nicht mit dem Prototyp der späteren Definition dieser Funktion (z.B. void fun(int arg1[2], int arg2) { })) überein.
ArgumentMismatch	Wenn die Argumente eines Funktionsaufrufs (z.B. fun(42, 314)) nicht mit dem Prototyp der Funktion die aufgerufen werden soll (z.B. void fun(int arg[2]) { })) nach Datentypen oder Anzahl Argumente bzw. Parameter übereinstimmt.
MissingReturn	Wenn eine Funktion, die ihrem Prototyp zufolge einen Rückgabewert hat, der nicht vom Datentyp void ist (z.B. int fun() $\{\}$) als letzte Anweisung keine return-Anweisung hat, dass einen Wert des entsprechenden Datentyps zurückgibt ^b .

^a Z.B. von einer Funktion oder Variable.

Tabelle 3.24: Fehlerarten in den Passes.

Fehlerart	Beschreibung
DivisionByZero	Wenn bei einer Division durch 0 geteilt wird (z.B. var / 0).

Tabelle 3.25: Fehlerarten, die zur Laufzeit auftreten.

In Code 3.93 ist eine typische Fehlermeldung zu sehen. Eine Fehlermeldung fängt immer mit einem Header an, bei dem sich an den Fehlermeldungen des GCC orientiert wurde. Ein analoges Beispiel für eine GCC-Fehlermeldung für Code 3.93 ist in Code 3.92 zu sehen. Nacheinander stehen in Code 3.93 im Header der Dateiname, die Position des Fehlers in der Datei in der das fehlerhafte Programm steht, die Fehlerart und ein Beschreibungstext.

```
1 ./tests/error_wrong_written_keyword.c:8:5: error: expected 'while' before 'wile'
2 } wile (True);
3 ^~~~
```

b Der entsprechende Datentyp müsste auf das Beispiel von davor void fun(int arg[2]) {...} bezogen z.B. return 42 sein.

Code 3.92: Fehlermeldung des GCC.

Unter dem Header wird beim PicoC-Compiler ein kleiner Ausschnitt des Programmes um die Stelle herum an welcher der Fehler aufgetreten ist angzeigt. Die Kommandozeilenoptionen -1 und -c, welche in Tabelle 4.1 erläutert werden könnten in diesem Zusammenhang interessant sein.

Das Symbol ~ bzw. eine Folge von ~ kennzeichnet beim PicoC-Compiler das Lexeme, welches an der Stelle des Fehlers vorgefunden wurde und das Symbol ~ soll einen Pfeil symbolisieren, der auf eine Position zeigt an der ein anderer Tokentyp, ein anderer Datentyp usw. erwartet worden wäre und in der Zeile darunter eine Beschriftung an sich hängen hat, die konkret angibt, was dort eingentlich erwartet worden wäre.

Code 3.93: Beispiel für typische Fehlermeldung mit 'found' und 'expected'.

Bei Fehlermeldungen, wie in Code 3.94, die ihre Ursache an einer anderen Stelle im Code haben, wird einmal ein Header mit Programmauschnitt für die Stelle an welcher der Fehler aufgetreten ist erstellt und ein weiterer Header mit Programmauschnitt für die Stelle welche die Ursache für das Auftreten dieses Fehlers ist.

```
/tests/error_redefinition.picoc:6:6: Redefinition: Redefinition of 'var'.
2
    void main() {
       int var = 42;
4
5
       int var = 41;
6
7
8
     ./tests/error_redefinition.picoc:5:6: Note: Already defined here:
9
    void main() {
10
       int var = 42;
11
12
       int var = 41;
13
    }
```

Code 3.94: Beispiel für eine langgestreckte Fehlermeldung.

Bei manchen Fehlermeldungen, wie in Code 3.95 ist es garnicht möglich mit ~ ein Lexeme an der Stelle zu markieren, an welcher der Fehler vorgefunden wurde, da z.B. beim UnexpectedEOF-Fehler das Ende der Programmes erreicht wurde, wo es kein sichtbares Lexeme gibt, welches man markieren könnte. Des Weiteren ist in Code 3.95 interessant, dass in markierten Zeile in Code 3.95 mehrere Tokens angegeben werden,

die nach der Konkreten Grammatik 3.2.8 an dieser Stelle erwartet werden können. Es werden standardmäßig nur die ersten 5 erwarteten Tokens angegeben, aber mittels der Kommandozeilenoptionen -vv kann auch aktiviert werden, dass alle möglichen Tokens in einer solchen or-Kette angegeben werden.

Code 3.95: Beispiel für Fehlermeldung mit mehreren erwarteten Tokens.

Bei wiederum anderen Fehlermeldungen, wie in Code 3.96 ist es nicht möglich ein erwartetes Token anzugeben, da das Programm in Code 3.96 eigenlich korrekt nach der Konkretten Grammatik 3.2.8 abgeleitet ist, weshalb sich hier keine erwarteten Tokens angeben lassen. Es liegt auf das konkrete Beispiel in Code 3.96 bezogen nämlich daran, dass die Variable unknown_identifier nicht definiert ist, weshalb dieses Programm nicht in der gesamten Syntax der Sprache L_{PicoC} sein kann.

Code 3.96: Beispiel für Fehlermeldung ohne expected.

Bei z.B. dem Laufzeit-Fehler DivisionByZero wird beim Auftreten einer Division durch 0 mit entsprechendem RETI-Code gecheckt, ob der rechte Operand einer Divisionsoperation eine 0 ist und wenn dies der Fall ist in das ACC-Register der Wert 1 geschrieben und die Programmausführung beendet. Der Wert 1 im ACC-Register stellt eine DivisionByZero-Fehlermeldung dar. Wenn es noch weitere Laufzeit-Fehlerarten gebe, dann würde eine 2 im ACC-Register für einen anderen Laufzeit-Fehler stehen usw.

4 Ergebnisse und Ausblick

Zum Schluss soll ein Überblick über das Resultat dessen, was im Kapitel Implementierung implementiert wurde gegeben werden. Im Unterkapitel 4.1 wird darauf eingegangen, ob die versprochenen Funktionalitäten des PicoC-Compilers aus Kapitel Einführung alle implementiert werden konnten. Daraufhin wird mithilfe kurzer Anleitungen ein grober Einblick gegeben, wie auf diese Funktionalitäten zugegriffen werden kann und es wird auch auf Funktionalitäten anderer mitimplementierter Tools eingegangen. Im Unterkapitel 4.2 wird aufgezeigt, was zur Qualitätssicherung implementiert wurde, um zu gewährleisten, dass der PicoC-Compiler die Kompilierung der Programmiersprache L_{PicoC} in Syntax und Semantik identisch zur entsprechenden Untermenge der Programmiersprache L_C umsetzt. Als allerletztes wird im Unterkapitel 4.3 ein Ausblick gegeben, wie der PicoC-Compiler erweitert werden könnte.

4.1 Funktionsumfang

Alle Funktionalitäten, die in Kapitel Einführung erläutert und versprochen wurden, konnten in dieser Bachelorarbeit implementiert werden. In Kapitel Implementierung wurde die Umsetzung aller dieser Funktionalitäten erklärt. Während der Funktionsumfang des PicoC-Compiler zum Stand des Bachelorprojektes noch sehr beschränkt war und einzig eine Strukturierte Programmierung mit if(cond) { } else { }, while(cond) { } else { }, while(cond) { } else { } else { }, while(cond) { } else { } els

Bei der Implementierung des PicoC-Compilers wurden verschiedene Kommandozeilenoptionen und Modes implementiert. Diese werden in den folgenden Unterkapiteln 4.1.1, 4.1.3 und 4.1.4 mithilfe kurzer Anleitungen erklärt.

Die kurzen Anleitungen in dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit sollen nur zu einem schnellen, grundlegenden Verständnis der Verwendung des PicoC-Compilers und seiner Kommandozeilenoptionen und Befehle beihelfen, sowie zum Verständnis der weiteren implementierten Tools. Alle weiteren Kommandozeilenoptionen und Befehle sind für die Verwendung des PicoC-Compilers unwichtig und erweisen sich nur in speziellen Situationen als nütztlich, weshalb für diese auf die ausführlichere Dokumentation unter Link¹ verwiesen wird.

4.1.1 Kommandozeilenoptionen

Will man einfach nur ein Programm program.picoc kompilieren ist das mit dem PicoC-Compiler genauso unkompliziert, wie mit dem GCC durch einfaches Angeben der Datei, die kompiliert werden soll:

> picoc_compiler program.picoc

Als Ergebnis des Kompiliervorgangs wird eine Datei program.reti mit dem entsprechenden RETI-Code erstellt, wobei für die Benennung der Datei einfach nur der

 $^{^{1}}$ https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/blob/new_architecture/doc/help-page.txt.

Basisname der Datei program an eine neue Dateiendung .reti angehängt wird².

Daneben gibt es allerdings auch die Möglichkeit Kommandozeilenoptionen <cli-options> in der Form

• picoc_compiler <cli-options> program.picoc

3 mitanzugeben, von denen die wichtigsten in Tabelle 4.1 erklärt sind. Alle weiteren Kommandozeilenoptionen können in der Dokumenation unter Link⁴ nachgelesen werden. Die letzte Spalte gibt den Standardwert an, der bei der normalen Nutzung des PicoC-Compilers gesetzt ist.⁵

Kommandozeilen-	Beschreibung	Standard-
option -i,	Gibt Zwischenstufen der Kompilierung in Form der verschiedenen	wert false,
intermediate_stages	Tokens, Ableitungsbäume, Abstrakten Syntaxbäume der verschiedenen Passes in Dateien mit entsprechenden Dateiendungen aber gleichem Basisnamen aus. Im Shell-Mode erfolgt keine Ausgabe in Dateien, sondern nur im Terminal.	most_used: true
-p,print	Gibt alle Dateiausgaben auch im Terminal aus. Diese Option ist im Shell-Mode dauerhaft aktiviert.	false (true im Shell- Mode und für den most_used- Befehl)
-v,verbose	Fügt den verschiedenen Zwischenschritten der Kompilierung, unter anderem auch dem finalen RETI-Code Kommentare hinzu. Diese Kommentare beinhalten eine Anweisung oder einen Befehl aus einem vorherigen Pass, der durch die darunterliegenden Anweisungen oder Befehle ersetzt wurde. Wenn dierun-Option aktivert ist, wird der Zustand der virtuellen RETI-CPU vor und nach jedem Befehl angezeigt.	false
-vv,double_verbose	Hat dieselben Effekte, wie dieverbose-Option, aber bewirkt zusätzlich weitere Effekte. PicoC-Knoten erhalten bei der Ausgabe als zusammenhängende Abstrakte Syntaxbäume zustätzliche runde Klammern, sodass direkter abgelesen werden kann, wo ein Knoten anfängt und wo einer aufhört. In Fehlermeldungen werden mehr Tokens angezeigt, die an der Stelle der Fehlermeldung erwartet worden wären. Bei Aktivierung derintermediate_stages-Option werden in den dadurch ausgegebenen Abstrakten Syntaxbäumen zusätzlich versteckte Attribute angezeigt, die Informationen zu Datentypen und Informationen für Fehlermeldungen beinhalten.	false
-h,help	Zeigt die Dokumentation , welche ebenfalls unter Link gefunden werden kann im Terminal an. Mit der color -Option kann die Dokumentation mit farblicher Hervorhebung im Terminal angezeigt werden.	false

Tabelle 4.1: Kommandozeilenoptionen, Teil 1.

²Beim GCC wird bei Nicht-Angabe eines Dateinamen mit der -o Option dagegen eine Datei mit der festen Bezeichnung a.out erstellt.

³Die Kommandozeilenoptionen <cli-options> haben keine feste Position, es geht ebenfalls picoc_compiler program.picoc <cli-options>.

 $^{^4 {\}tt https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/blob/new_architecture/doc/help-page.txt.}$

⁵In grau ist unter most_used des Weiteren der Standardwert bei der Verwendung des most_used-Befehls angegeben.

$egin{array}{c} \mathbf{Kommandozeilen-} \ \mathbf{option} \end{array}$	Beschreibung	$egin{array}{c} ext{Standard-} \ ext{wert} \end{array}$
-1,lines	Es lässt sich einstellen, wieviele Zeilen rund um die Stelle an welcher ein Fehler aufgetreten ist angezeigt werden sollen.	2
-c,color	Aktiviert farbige Ausgabe.	false, most_used: true
-t,thesis	Filtert für die Codebeispiele in dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit bestimmte Kommentare in den Abstrakten Syntaxbäumen heraus, damit alles übersichtlich bleibt.	false
-R,run	Führt die RETI-Befehle, die das Ergebnis der Kompilierung sind mit einer virtuellen RETI-CPU aus. Wenn dieintermediate_stages-Option aktiviert ist, wird eine Datei 'basename>.reti_states erstellt, welche den Zustsand der RETI-CPU nach dem letzten ausgeführten RETI-Befehl enthält. Wenn dieverbose- oderdouble_verbose-Option aktiviert ist, wird der Zustand der RETI-CPU vor und nach jedem Befehl auch noch zusätlich in die Datei 'basename>.reti_states ausgegeben.	false, most_used: true
-B,process_begin	Setzt die relative Adresse, wo der Prozess bzw. das Codesegment für das ausgeführte Programm beginnt.	3
-D, datasegment_size	Setzt die Größe des Datensegments. Diese Option muss mit Vorsicht gesetzt werden, denn wenn der Wert zu niedrig gesetzt wird, dann können die Globalen Statischen Daten und der Stack miteinander kollidieren.	32

Tabelle 4.2: Kommandozeilenoptionen, Teil 2.

Alle kleingeschriebenen Kommandozeilenoptionen, wie -i, -p, -v usw. betreffen den PicoC-Compiler und alle großgeschriebenen Kommandozeilenoptionen, wie -R, -B, -D usw. betreffen den RETI-Interpreter.

4.1.2 RETI-Interpreter

Um den nach der Kompilierung durch den PicoC-Compiler generierten RETI-Code auch ausführen zu können, wurde zusätzlich ein RETI-Interpreter implementiert. Die Möglichkeit den RETI-Code auch ausführen zu können, ist für die Qualitätssicherung, die in Unterkapitel 4.2 genauer erklärt wird notwendig. Ein Programm, dass in der Sprache L_{PicoC} geschrieben ist, lässt sich mit der Kommandozeilenoption -R im Anschluss an die Kompilierung durch den PicoC-Compiler, mit dem RETI-Interpreter ausführen. Der vollständige Befehl hierfür lautet \rightarrow picoc_compiler -R program.picoc , wie es bereits aus dem vorherigen Unterkapitel 4.1.1 bekannt ist.

Der RETI-Interpreter wird an der Stelle, an welcher normalerweise die RETI-CPU den RETI-Code ausführen würde eingesetzt. In Abbildung 4.1 ist in einem weiteren T-Diagramm (siehe Unterkapitel 2.1.1) dargestellt, wie anstelle einer RETI-CPU der RETI-Interpreter den RETI-Code ausführt, indem er die Semantik der RETI-Befehle simuliert. In dem T-Diagramm ist der Vollständigkeit halber auch dargestellt, dass der PicoC-Compiler und RETI-Interpreter beide mithilfe des Python-Interpreters ausgeführt werden, der wiederum z.B. auf einer $X_{86.64}$ -Maschine ausgeführt wird⁶.

⁶Es gibt neben X_{86_64} z.B. noch Architekturen, wie ARM (wird vor allem bei Mobiltelefonen eingesetzt) oder RISC-V (gezielt simpel gehaltene Architektur unter BSD-Lizenz).

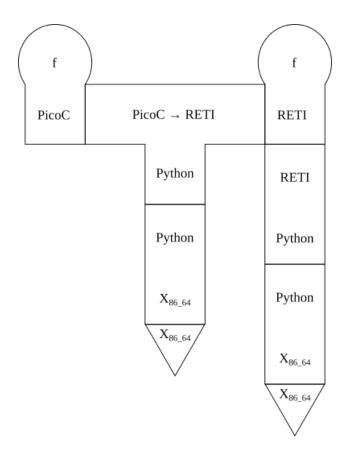


Abbildung 4.1: Ausführung von RETI-Code mit dem RETI-Interpreter.

Für den RETI-Interpreter konnte sehr viel aus der Architektur des PicoC-Compilers wiederverwendet werden. Der RETI-Interpreter operiert genauso, wie der PicoC-Compiler auf Abstrakten Syntaxbäumen, deren Kompositionen von RETI-Knoten er direkt ausführt. Beim Ausführen, der durch RETI-Knoten dargestellten Befehle, ändert sich der Zustand von Registern, SRAM, UART und EPROM, die im RETI-Interpreter simuliert werden. Die genaue Umsetzung des RETI-Interpreters wird in dieser schriftlichen Ausarbeitung der Bachelorarbeit allerdings nicht genauer erläutert, da Interpreter nicht das Thema dieser Bachelorarbeit sind.

4.1.3 Shell-Mode

Will man z.B. eine Folge von Anweisungen in der Programmiersprache L_{PicoC} schnell kompilieren ohne eine Datei erstellen zu müssen, so kann der PicoC-Compiler im sogenannten Shell-Mode aufgerufen werden. Hierzu wird der PicoC-Compiler ohne Argumente \triangleright picoc_compiler aufgerufen, wie es in Code 4.1 zu sehen ist.

Mit dem compile <cli-options> <seq-of-stmts> defehl (oder der Abkürzung cpl) kann PicoC-Code zu RETI-Code kompiliert werden. Die Kommandozeilenoptionen <cli-options> sind dieselben, wie wenn der Compiler direkt mit Kommandozeilenoptionen aufgerufen wird. Die wichtigsten dieser Kommandozeilenoptionen sind in Tabelle 4.1 angegeben. Die angegebene Folge von Anweisungen <seq-of-stmts> wird dabei automatisch in eine main-Funktion eingefügt: void main() {<seq-of-stmts>}.

Mit dem Befehl > quit kann der Shell-Mode wieder verlassen werden.

```
> picoc_compiler
PicoC Shell. Enter 'help' (shortcut '?') to see the manual.
PicoC> cpl "6 * 7;";
              ----- RETI -----
SUBI SP 1:
LOADI ACC 6;
STOREIN SP ACC 1;
SUBI SP 1;
LOADI ACC 7;
STOREIN SP ACC 1;
LOADIN SP ACC 2;
LOADIN SP IN2 1:
MULT ACC IN2;
STOREIN SP ACC 2;
ADDI SP 1;
LOADIN BAF PC -1;
Compilation successfull
PicoC> quit
```

Code 4.1: Shellaufruf und die Befehle compile und quit.

Wenn man möglichst alle nützlichen Kommandozeilenoptionen direkt aktiviert haben will, bei denen es keinen Grund gibt sie nicht mitanzugeben, kann der Befehl > most_used <cli-options> <seq-of-stmts> (oder seine Abkürzung mu) genutzt werden. Auf diese Weise müssen diese Kommandozeilenoptionen nicht wie beim compile-Befehl jedes mal selbst angeben werden. In Tabelle 4.1 sind in grau die Standardwerte der einzelnen Kommandozeilenoptionen angegeben, die bei dem Befehl most_used gesetzt werden. In Code 4.2 ist der most_used-Befehl in seiner Verwendung zu sehen.

Dadurch, dass die --intermediate_stages-, print- und die --run-Option beim most_used-Befehl aktiviert sind, werden die verschiedenen Zwischenstufen der Kompilierung, wie Tokens, Ableitungsbaum, Passes usw., sowie der Zustand der RETI-CPU nach der Ausführung des letzten Befehls in das Terminal ausgegeben. Aus Platzgründen ist das meiste allerdings mit '...' ausgelassen.

```
PicoC> mu "int var = 42;";
             ----- Code -----
// stdin.picoc:
void main() {int var = 42;}
   ----- Tokens ------
        ----- Derivation Tree -----
   ----- Derivation Tree Simple -----
   ----- Abstract Syntax Tree ------
   ----- PicoC Shrink ------
     ----- PicoC Blocks -----
      ----- PicoC Mon -----
      ----- Symbol Table -----
     ----- RETI Blocks -----
      ----- RETI Patch -----
----- RETI ------
SUBI SP 1;
LOADI ACC 42;
STOREIN SP ACC 1;
LOADIN SP ACC 1;
STOREIN DS ACC 0;
ADDI SP 1;
LOADIN BAF PC -1;
           ----- RETI Run -----
Compilation successfull
```

Code 4.2: Shell-Mode und der Befehl most_used.

Im Shell-Mode kann der Cursor mit den Pfeiltasten ← und → bewegt werden. In der Befehlshistorie kann sich mit den Pfeiltasten ↑ und ↓ rückwarts und vorwärts bewegt werden. Mit Tab kann ein Befehl automatisch vervollständigt werden.

Es gibt für den Shell-Mode noch weitere Befehle, wie color_toggle, history etc. und kleinere Funktionalitäten für die Shell, die sich in der ein oder anderen Situation als nützlich erweisen können. Für die Erklärung dieser wird allerdings auf die Dokumentation unter Link⁷ verwiesen, welche auch über den Befehl > help angezeigt werden kann.

4.1.4 Show-Mode

Der Show-Mode ist ein Nebenprodukt der Implementierung des PicoC-Compilers. Dieser Mode wurde eigentlich nur implementiert, um beim Testen des PicoC-Compilers Bugs bei der Generierung des RETI-

⁷https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/blob/new_architecture/doc/help-page.txt.

Code zu inspizieren. Das ganze ist so umgesetzt, dass im Terminal eine virtuelle RETI-CPU angezeigt wird, mit dem kompletten, momentanen Zustand in Form aller Register, SRAM, UART, EPROM und einigen weiteren Informationen.

Die Möglichkeit des Show-Mode, die RETI-Befehle des übersetzten Programmes in Ausführung zu sehen, bringt auch einen großen Lerneffekt mit sich, weshalb der Show-Mode noch weiterentwickelt wurde, sodass auch Studenten ihn auf unkomplizierte Weise nutzen können.

Der Show-Mode kann auf die einfachste Weise mittels der /Makefile des PicoC-Compilers mit dem Befehl > make show FILEPATH=<path-to-file> <more-options> gestartet werden. Alle einstellbaren Optionen <more-options>, die für die Makefile gesetzt werden können, sind in Tabelle 4.3 aufgelistet.

Kommandozeilenoption	Beschreibung	${\bf Standardwert}$
FILEPATH	Pfad zur Datei, die im Show-Mode angezeigt werden soll.	Ø
TESTNAME	Name des Tests. Alles andere als der Basisname, wie die Dateiendung wird abgeschnitten.	Ø
EXTENSION	Dateiendung, die an TESTNAME angehängt werden soll, damit daraus z.B/tests/TESTNAME.EXTENSION wird.	reti_states
NUM_WINDOWS	Anzahl Fenster auf die ein Dateiinhalt verteilt werden soll.	5
VERBOSE	Möglichkeit für eine ausführlichere Ausgabe die Kommandozeilenoption -v oder -vv zu aktivieren.	Ø
DEBUG	Möglichkeit die Kommandozeilenoption -d zu aktivieren, um bei make test-show TESTNAME= <testname> den Debugger für den entsprechenden Test <testname> zu starten.</testname></testname>	Ø

Tabelle 4.3: Makefileoptionen.

Alternativ kann der Show-Mode mit dem Befehl make test-show TESTNAME=<testname> <more-options> auch für einen der geschriebenen Tests im Ordner /tests gestartet werden. Der Test wird bei diesem Befehl erst ausgeführt und dann der Show-Mode gestartet.

Der Show-Mode nutzt den Terminal Texteditor Neovim⁸, um einen Dateiinhalt über mehrere Fenster verteilt anzuzeigen, so wie es in Abbildung 4.2 zu sehen ist. Für den Show-Mode wird eine eigene Konfiguration für Neovim verwendet, welche in der Konfigurationsdatei /interpr_showcase.vim spezifiziert ist.

Gedacht ist der Show-Mode vor allem dafür, etwas ähnliches wie ein RETI-Debugger zu sein und wird daher standardmäßig bei Nicht-Angabe einer EXTENSION auf die Datei oder den Test program>.reti_states angewandt. Der Show-Mode kann aber auch dazu genutzt werden andere Dateien, welche verschiedene Zwischenschritte der Kompilierung darstellen, über mehrere Fenster verteilt anzuzeigen, indem EXTENSION auf eine andere Dateiendung gesetzt wird.

Im Show-Mode wird ein Trick angewandt, indem die verschiedenen Zustände der RETI-CPU nicht zur Laufzeit des Show-Mode berechnet werden, sondern schon zuvor berechnet wurden und nacheinander in die Datei program>.reti_states ausgegeben wurden. Der Show-Mode macht nichts anderes, als immer an die Stelle zu springen, an welcher der nächste Zustand anfängt. Durch Drücken von Tab und \(\frac{1}{2} - Tab \) können auf diese Weise die verschiedenen Zustände der RETI-CPU vor und nach der Ausführung eines

⁸ Home - Neovim.

Befehls angezeigt werden.

```
STOREIN SP ACC 2;
                                                                                             STORETN BAE ACC -1:
                                                                                                                                                                                                                                               00096 ADDI SP 3;
00097 MOVE SP BAF;
00098 SUBI SP 4;
00099 STOREIN BAF ACC 0;
                                                                                     921 JUMP 44;
922 MOVE BAF IN1;
                                                                                                                                                                       59 ADD ACC IN2;
60 STOREIN SP ACC 2;
                                                                                    0023 LOADIN IN1 BAF 0;
0024 MOVE IN1 SP;
0025 SUBI SP 1;
0026 STOREIN SP ACC 1;
N1_SIMPLE:
   SIMPLE:
                                                                                                                                                                00064 LOADIN BAF PC -1:
                                                                                                                                                                                                                                               00102 STOREIN BAF ACC -1:
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              00140 42
                                                                                     027 LOADIN SP ACC 1;
028 STOREIN DS ACC 1;
                                                                                                                                                                     065 SUBI SP 1;
066 LOADI ACC
                                                                                                                                                                                                                                               00102 3TORLIN BAF A
00103 JUMP -58;
00104 MOVE BAF IN1;
                          -
2147483709
                                                                                                                                                                                                                                              00104 MOVE BAF IN1;

00105 LOADIN IN1 BAF 0;

00106 MOVE IN1 SP;

00107 SUBI SP 1;

00108 STOREIN SP ACC 1;

00109 LOADIN SP ACC 1;

00110 ADDI SP 1;

00111 CALL PRINT ACC;

00112 SUBI SP 1;

00113 LOADIN BAF ACC -4;

00114 STOREIN SP ACC 1:
                                                                                                                                                                      67 STOREIN SP ÁCC 1;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              00143 2147483752
00144 2147483797 <- BAF
                                                                                                                                                                      068 LOADIN SP ACC 1;
069 STOREIN BAF ACC
                                                                                     031 LOADIN DS ACC 1;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              00145 40
                                                                                                                                                                00070 ADDI SP 1;
00071 SUBI SP 1;
00072 LOADIN BAF ACC
                                                                                    0032 STOREIN SP ACC 1;
0033 SUBI SP 1;
   SIMPLE:
                                                                                     034 LOADI ACC 2:
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              00148 2147483670
                                                                                   0035 STOREIN SP ACC 1;
0036 LOADIN SP ACC 2;
0037 LOADIN SP IN2 1;
                                                                                                                                                                     072 LOADIN BAF ACC -2,
073 STOREIN SP ACC 1;
074 SUBI SP 1;
075 LOADIN BAF ACC -3;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              00149 2147483650
                                                                                                                                                                                                                                              00113 LOADIN BAF ACC -4
00114 STOREIN SP ACC 1;
00115 LOADIN SP ACC 1;
00116 ADDI SP 1;
00117 LOADIN BAF PC -1;
00118 38 <- DS
                                                                                                                                                                    076 STOREIN SP ACC 1;
077 LOADIN SP ACC 2;
078 LOADIN SP IN2 1;
                                                                                 00038 ADD ACC IN2;
00039 STOREIN SP ACC 2;
 00003 CALL INPUT ACC; <- CS
00004 SUBI SP 1;
00005 STOREIN SP ACC 1;
                                                                                     041 LOADIN SP ACC 1;
042 ADDI SP 1;
                                                                                                                                                                                                                                                                                                                              00001 MULTI DS 1024;
00002 MOVE DS SP; <-
00003 MOVE DS BAF;
                                                                                00043 CALL PRINT ACC:
                                                                                                                                                               00081 ADDI SP 1;
00082 LOADIN SP ACC 1;
00083 STOREIN BAF ACC
                                                                                                                                                                                                                                              00119 0
                                                                                 00043 CALL FRINT ACC
00044 LOADIN BAF PC
00045 SUBI SP 1;
             LOADIN SP ACC 1;
STOREIN DS ACC 0;
                                                                                                                                                                00084 ADDI SP 1;
00085 SUBI SP 1;
00086 LOADIN BAF ACC -4;
                                                                                   0046 LOADI ACC 2;
0047 STOREIN SP ACC 1;
0048 LOADIN SP ACC 1;
   0011 LOADIN DS ACC 0:
                                                                                 00049 STOREIN BAF ACC
                                                                                                                                                                    087 STOREIN SP ACC 1;
088 LOADIN SP ACC 1;
089 ADDI SP 1;
 00012 STOREIN SP ACC
00013 MOVE BAF ACC;
 00015 HOVE BR ACC
00014 ADDI SP 3;
00015 MOVE SP BAF;
00016 SUBI SP 5;
                                                                                 00052 LOADIN BAF ACC -2:
                                                                                                                                                                     090 CALL PRINT ACC;
                         EIN BAF ACC 0:
```

Abbildung 4.2: Show-Mode in der Verwendung.

Zur besseren Orientierung wird für alle Register ein mit der Registerbezeichnung beschrifteter Zeiger <- REG an Adressen im EPROM, UART und SRAM angezeigt, je nachdem, ob der Wert im entsprechenden Register nach der Memory Map dem Adressbereich von EPROM, UART oder SRAM entspricht.

Durch Drücken von <code>Esc</code> oder <code>q</code> kann der Show-Mode wieder verlassen werden. Es gibt für den Show-Mode noch viele weitere Tastenkürzel, die sich in der ein oder anderen Situation als nützlich erweisen können. Für die Erklärung aller weiteren Tastenkürzel wird allerdings auf die Dokumentation unter Link⁹ verwiesen. Des Weiteren stehen durch die Nutzung des Terminal Texteditors Neovim auch alle Funktionalitäten dieses mächtigen Terminal Texteditors zur Verfügung, welche mittels der Eingabe von <code>:help</code> nachgelesen werden können oder mittels der Eingabe von <code>:Tutor</code> mithilfe einer kurzen Einführungsanleitung erlernt werden können.

4.2 Qualitätssicherung

Um verifizieren zu können, dass der PicoC-Compiler sich genauso verhält, wie er soll, müssen die Beziehungen aus Diagramm $2.3.1^{10}$ genauso für den PicoC-Compiler gelten. Für den PicoC-Compiler lässt sich ein ebensolches Diagramm 4.2.1 definieren. Ein beliebiges Testprogramm P_{PicoC} in der Sprache L_{PicoC} muss die gleiche Semantik haben, wie das entsprechend kompilierte Programm P_{RETI} in der Sprache L_{RETI} , trotz der unterschiedlichen Sprache.

Die Beziehungen im Diagramm 4.2.1 werden mithilfe von Tests verifziert. Die Tests für den PicoC-Compiler sind hierbei im Verzeichnis /tests bzw. unter Link¹¹ zu finden. Eingeteilt sind die Tests in die folgenden Kategorien in Tabelle 4.4.

 $^{^9}$ https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/blob/new_architecture/doc/help-page.txt.

¹⁰In Unterkapitel 2.1.

¹¹ https://github.com/matthejue/PicoC-Compiler/tree/new_architecture/tests.

Testkategorie	Beschreibung
basic	Einfache Tests, welche die grundlegenden Funktionalitäten des
	PicoC-Compilers testen.
advanced	Tests, die Spezialfälle und Kombinationen verschiedener Funktionalitäten
	des PicoC-Compilers testen.
hard	Tests, die lang und komplex sind. Für diese Tests müssen die
	Funktionalitäten des PicoC-Compilers in perfekter Harmonie miteinander
	funktionieren.
example	Tests, die bekannte Algorithmen darstellen und daher als gutes,
	repräsentatives Beispiel für die Funktionsfähigkeit des PicoC-Compilers
	dienen.
error	Tests, die Fehlermeldungen testen. Für diese Tests wird keine
	Verifikation ausgeführt.
exclude	Tests, für welche aufgrund vielfältiger Gründe keine Verifikation ausgeführt
	werden soll.
thesis	Tests, die vorher Codebeispiele für diese schriftliche Ausarbeitung der
	Bachelorarbeit waren und etwas umgeschrieben wurden, damit nicht nur
	das Durchlaufen dieser Tests getestet wird.
tobias	Tests, die der Betreuer dieser Bachelorarbeit, M.Sc. Tobias Seufert
	geschrieben hat.
	-

Tabelle 4.4: Testkategorien.

Dass ein Programm P_{PicoC} und das Programm P_{RETI} , welches das kompilierte P_{PicoC} ist nach Diagramm 4.2.1 die gleiche Semantik haben, lässt sich mit einer hohen Wahrscheinlichkeit gewährleisten, wenn die Tests so konstruiert sind, dass es sehr unwahrscheinlich ist, zufällig bei der gewählten Eingabe die spezifische Ausgabe zu erhalten. Wenn immer mehr Tests, die alle einen unterschiedlichen Teil der Semantik der Sprache L_{PicoC} abdecken vorliegen, bei denen die jeweiligen Programme P_{PicoC} und P_{RETI} interpretiert die gleiche Ausgabe haben, dann kann mit immer höherer Wahrscheinlichkeit von einem funktionierenden Compiler ausgegangen werden.

Die Kante vom Testprogramm P_{PicoC} zur Ausgabe aus Diagramm 4.2.1 ist so umgesetzt, dass jeder Test im /tests-Verzeichnis eine // expected:<space_seperated_output>-Zeile hat. Der Schreiber des Tests übernimmt die Rolle des entsprechenden Interpreters aus Diagramm 2.3.1. Die erwartete Ausgabe <space_seperated_output> ist seine eigene Interpretation des PicoC-Codes.

Ein Beispiel für einen Test ist in Code 4.3 zu sehen. Die Tests werden mithilfe des Bashskripts /run_tests.sh | ausgeführt oder mithilfe der | /Makefile | mit dem Befehl (> make test), welcher einfach nur dieses Bashskript ausführt. Bei der Ausführung des Bashskripts /run_tests.sh für wird alserstes jeden Test das Bashskript /extract_input_and_expected.sh welches $_{
m die}$ Zeilen // in:<space_seperated_input>, // expected:<space_seperated_output> extrahiert¹² // datasegment:<datasegment_size> und die entsprechenden <space_seperated_input>, <space_seperated_output> und <datasegment_size> in neu erstellte Dateien ebenfalls mit dem Befehl (> make extract) ausgeführt werden.

Die Datei $\operatorname{program}$. in enthält Eingaben, welche durch input()-Funktionsaufrufe im Programm P_{PicoC} eingelesen werden. Die Datei $\operatorname{program}$.out_expected enthält zu erwartende Ausgaben, welche durch print(exp)-Funktionsaufrufe im Programm P_{PicoC} ausgegeben werden. Die Datei $\operatorname{program}$.out, die später genauer erläutert wird, enthält die tatsächlichen Ausgaben der print(exp)-Funktionsaufrufe bei der Ausführung des Testprogramms P_{PicoC} . Die Datei $\operatorname{program}$.datasegment_size enthält die Größe des

¹²Falls vorhanden.

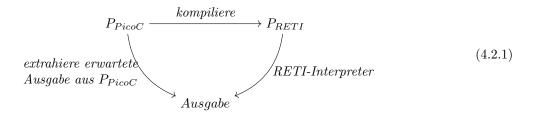
Datensegments für die Ausführung des entsprechenden Tests.

```
// in:21 2 6 7
// expected:42 42
// datasegment:4

void main() {
  print(input() * input());
  print(input() * input());
}
```

Code 4.3: Typischer Test.

Die Kante vom Programm P_{RETI} zur Ausgabe aus Abbildung 4.2.1 ist dadurch umgesetzt, dass das Programm P_{RETI} vom **RETI-Interpreter** interpretiert wird und jedes mal beim Antreffen des **RETI-Befehls CALL** PRINT ACC, der entsprechende Inhalt des ACC-Registers in die Datei program>.out ausgegeben wird. Ein Test kann¹³ die Korrektheit des Teils der Semantik der Sprache L_{PicoC} , die er abdeckt verifizieren, wenn der Inhalt von program>.out_expected und program>.out identisch ist.



Allerdings gibt es bei dem Testverfahren, welches in Diagramm 4.2.1 dargestellt ist ein Problem, denn der Schreiber der Tests ist in diesem Fall die gleiche Person, die auch den PicoC-Compiler implementiert hat. Wenn der Schreiber der Tests bzw. Implementierer des PicoC-Compilers ein falsches Verständnis davon hat, wie das Ergebnis eines Ausdrucks berechnet wird, so wird dieser sowohl in den Tests als auch in seiner Implementierung etwas als Ergebnis erwarten bzw. etwas implementieren, was nicht der eigentlichen Semantik von L_{PicoC} entspricht¹⁴. Die Tests können dann nur bestätigen, dass der PicoC-Compiler so implementiert wurde, wie der Implementierer sich die Semenatik der Sprache L_{PicoC} vorstellt.

Aus diesem Grund muss hier eine weitere Maßnahme eingeführt werden, welche in Diagramm 4.2.2 dargestellt ist. Diese Maßnahme gewährleistet, dass die Ausgabe sich auf jeden Fall aus der tatsächlichen Semantik der Sprache L_{PicoC}^{15} ergeben muss. Das wird erreicht, indem wie in Diagramm 4.2.2 dargestellt ist, überprüft wird, ob die Ausgabe des Pfades $(P_{PicoC}, Ausgabe)$ mit der Ausgabe des Pfades von $(P_C, P_{X_{86.64}}, Ausgabe)$ identisch ist.

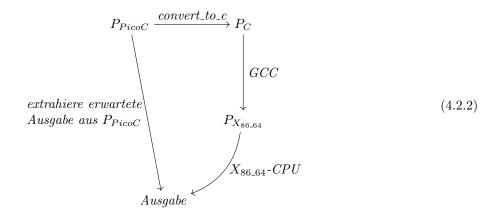
Im Diagramm 4.2.2 hat die Kante extrahiere erwartete Ausgabe aus P_{PicoC} die gleiche Umsetzung, wie die entsprechende Kante in Diagramm 4.2.1, welche bereits erklärt wurde. Die Kante GCC ist so umgesetzt, dass der GCC^{16} zur Kompilierung des Programms P_C von der Programmiersprache L_C in die Maschinensprache $L_{X_{86_64}}$ zur $P_{X_{86_64}}$ verwendet wird. Die Kante $X_{86_64}-CPU$ ist so umgesetzt, dass sie das Programm $P_{X_{86_64}}$ auf einer $X_{86_64}-CPU$ ausführt, wobei hierfür zumindestens beim Computer des Implementierers des PicoC-Compilers eine $X_{86_64}-CPU$ verwendet wird.

¹³Mit einer bestimmten Wahrscheinlichkeit.

¹⁴Welche identisch zu einer Teilmenge von L_C ist.

¹⁵Die eine **Untermenge** von L_C ist.

¹⁶ GCC, the GNU Compiler Collection - GNU Project.



Das Programm P_C ergibt sich aus dem Testprogramm P_{PicoC} durch Ausführen des Pythonskripts /convert_to_c.py, welches später näher erläutert wird. Dieses Pythonskript lässt sich ebenfalls mithilfe der /Makefile und dem Befehl \rightarrow make convert ausführen.

Der Trick liegt hierbei in der Verwendung des GCC für die Kante $(P_C, P_{X_{86.64}})$. Beim GCC handelt es sich um einen Compiler der Sprache L_C , der somit mit Ausnahme der print() und input()-Funktionen auch die Sprache L_{PicoC} kompilieren kann. Der GCC setzt aufgrund seiner bekanntermaßen vielfachen Verwendung auf der Welt und seinem sehr langem Bestehen seit 1987¹⁷ 18 die Semantik der Sprache L_C , vor allem für die kleine Untermenge, welche L_{PicoC} darstellt mit sehr hoher Wahrscheinlichkeit korrekt um.

Durch das Abgleichen mit dem GCC in Diagramm 4.2.2 wird etwas wichtiges sichergestellt. Durch diese zweifache Überprüfung bestätigen die Tests nicht nur die Interpretation, die der Schreiber der Tests und Implementierer des PicoC-Compilers von der Semantik der Sprache L_{PicoC} hat, sondern stellen die tätsächliche Einhaltung der Semantik der Sprache L_{PicoC} sicher.

Für die zweifache Überprüfung durchläuft jeder Test eine Verifikation, wie sie in Diagramm 4.2.2 dargestellt ist. In dieser wird verifiziert, ob bei der Kompilierung des Testprogramms P_C mit dem GCC und Ausführung des hieraus generierten X_{86_64} -Maschinencodes die Ausgabe identisch zur erwarteten Ausgabe // expected:<space_seperated_output> des Testschreibers ist.

Für die Verifikation ist das Bashskript /verify_tests.sh verantwortlich, welches mithilfe der /Makefile mit dem Befehl > make verify ausgeführt werden kann. Beim Befehl > make test wird dieses Bashskript vor dem eigentlichen Testen¹⁹ ausgeführt. In Code 4.4 ist ein Testdurchlauf mit > make test zu sehen.

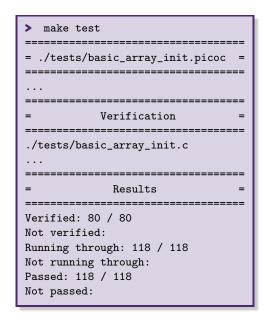
Hierbei zeigt Verified: 80/80 an, wieviele der Tests, die überhaupt verifizierbar sind²⁰ sich verifizieren lassen, indem sie mit dem GCC ohne Fehlermeldung durchlaufen und die erwartete Ausgabe erfüllen. Not verified: gibt die nicht mit dem GCC verifizierten Tests an. Running through: 118 / 118 zeigt an, wieviele Tests mit dem PicoC-Compiler durchlaufen. Not running through: gibt die nicht mit dem PicoC-Compiler durchlaufenden Tests an. Passed: 118 / 118 zeigt an, bei wievielen Tests die Ausgabe beim Ausführen mit der erwarteten Ausgabe identisch ist. Not passed: zeigt die Tests an, bei denen das nicht der Fall ist.

 $^{^{17}\}overline{History\ -\ GCC\ Wiki.}$

¹⁸In der langen Bestehenszeit und bei der vielen Verwendung wurden die allermeisten kritischen Bugs wahrscheinlich schon gefunden.

¹⁹Das eigentliche Testen ist hier das Überprüfen, ob der interpretierte RETI-Code des Tests, der vom PicoC-Compiler kompiliert wurde die gleiche Ausgabe hat, wie der Schreiber des Tests erwartet.

²⁰Also alle Tests aus den Kategorien basic, advanced, hard, example, thesis und tobias.



Code 4.4: Testdurchlauf.

Der Befehl > make test <more-options | lässt sich ebenfalls mit den Makefileoptionen <more-options | TESTNAME, VERBOSE und DEBUG aus Tabelle 4.3 kombinieren.

Das Pythonskript /convert_to_c.py ist notwendig, da L_{PicoC} sich bei den Funktionen print(<exp>) und input() von der Syntax der Sprache L_C unterscheidet. Es muss z.B. printf("%d", 12) anstelle von print(12) geschrieben werden. Für die Sprache L_{PicoC} erfüllen die Funktionen print(<exp>) und input() nur den Zweck, dass sie zum Testen des PicoC-Compilers gebraucht werden. Über die Funktion input() soll es möglich sein, für eine bestimmte Eingabe die Ausgabe über die Funktion print(<exp>) testen können. Aus diesem Grund ist es notwendig die Syntax dieser Funktionen in L_C zu übersetzen.

Die Funktion print(<exp>) wird vom Pythonskript /convert_to_c.py zu printf("%d", <exp>) übersetzt. Zuvor muss über #include<stdio.h> die Standard-Input-Output Bibliothek <stdio.h> eingebunden werden. Bei der Funktion input() wurde nicht der aufwändige Umweg genommen, die Funktion input() durch ihre entsprechende Funktion in der Sprache L_C zu ersetzen. Es geht viel direkter, indem nacheinander die input()-Funktionen durch entsprechende Eingaben aus der Datei program>.in ersetzt werden. Man schreibt einfach direkt die Werte hin, welche die input()-Funktionen normalerweise einlesen sollten.

4.3 Erweiterungsideen

Nachdem der Funktionsumfang des PicoC-Compilers in Unterkapitel 4.1 erläutert wurde, wird in diesem Unterkapitel die Diskussion geführt, wie sich dieser in Zukunft vielleicht noch erweitern liese²¹. Weitere Ideen, die im PicoC-Compiler implementiert werden könnten, wären:

• Register Allokation: Variablen werden nicht nur Adressen im Hauptspeicher zugewiesen, sondern an erster Stelle Registern. Erst wenn alle Register voll sind, werden Variablen an Adressen im Hauptspeicher gespeichert. Da hat den Grund, dass der Zugriff auf Register deutlich schneller ist,

²¹Möglicherweise ja im Rahmen eines Masterprojektes ²¹

als der Zugriff auf den Hauptspeicher. Um die Variablen möglichst optimal Locations (Definition 2.49) zuzuweisen, wird mithilfe einer Liveness Analyse (Defintion 5.12) ein Interferenzgraph (Definition 5.15) mit Variablen als Knoten aufgebaut. Auf den Interferenzgraph wird ein Graph Coloring Algorithmus (Definition 5.14) angewandt, der den Variablen Zahlen zuordnet. Die ersten Zahlen entsprechen Registern, aber ab einem bestimmten Zahlenwert, wenn alle Register zugeordnet sind, entsprechen die Zahlen Adressen auf dem Hauptspeicher. Sobald eine Programmiersprache es erfordert für die Kompilierung Blöcke in den Passes einzuführen²², muss die Liveness Analyse nach Ansätzen der Kontrollflussnalayse (Definition 5.18) iterativ unter Verwendung eines Kontrollflussgraphen (Definition 5.16) seperat auf die verschiedenen Blöcke angewendet werden, bis sich an den Live Variablen nichts mehr ändert.²³

- Tail Call: Wenn ein Funktionsaufruf der letzte ausgeführte Ausdruck in einem Funktionsblock ist, wird der Stackframe dieser aufrufenden Funktion nicht mehr gebraucht, da nicht mehr in diese Funktion zurückgekehrt werden muss²⁴. Daher kann der Stackframe der aufrufenden Funktion entfernt werden, bevor der Funktionsaufruf getätigt wird. Der Vorteil ist, dass eine rekursive Funktion, die nur Tail Calls ausführt, mit Stackframes nur eine konstante Menge an Speicherplatz auf dem Stack verbraucht. In Code 4.5 sind zwei Tail Calls markiert.
- Partielle Evaluation: Bei Ausdrücken, wie z.B. 4 + input() 2, input() * 1 oder 0 + input() * 2 können Teilausdrücke bereits während des Kompilierens partiell zu 2 + input(), input() und input() * 2 berechnet werden. Dies kann durch einen neuen PicoC-Eval Pass umgesetzt werden, der vor oder nach dem PicoC-Shrink Pass den jeweiligen Abstrakten Syntaxbaum in eine neue Abstrakte Syntax der Sprache L_{Picoc_Eval} umformt. In der Abstrakten Grammatik der Sprache L_{Picoc_Eval} sind z.B. binäre Operationen zwischen zwei Num(str)-PicoC-Knoten nicht möglich. Diese partielle Vorberechnung kann auch auf Konstanten und Variablen ausgeweitet werden. Der Vorteil ist, dass hierdurch weniger RETI-Code generiert wird und weniger RETI-Code bedeutet wiederum eine schnellere Programmausführung.
- Lazy Evaluation: Bei Ausdrücken, wie z.B. var1 && 42 / 0 oder var2 | | 42 / 0 mit z.B. var1 = 0 und var2 = 1, müssen diese Ausdrücke nur soweit berechnet werden, wie es benötigt wird. Sobald bei einer Aneinanderreihung von &&-Operationen einmal eine 0 auftaucht, muss der Rest des Ausdrucks nicht mehr berechnet werden, da mit dem Auftauchen der 0 bereits klar ist, dass dieser Ausdruck sich zu 0 auswertet. Genauso für eine Aneinanderreihung von ||-Operationen und dem Auftauchen einer 1. Daher kommt es in beiden gerade gebrachten Beispielen aufgrund der Division durch 0 nicht zu einer DivisionByZero-Fehlermeldung, da die Ausdrücke garnicht so weit ausgewertet werden. Im Unterschied zur Partiellen Evaluation läuft Lazy Evaluation²⁵ zur Laufzeit ab.
- Objektorientierung: Wie in der Programmiersprache L_{C++} müssen Klassen und new-, new[]-, delete-, delete[]- und ::-Operatoren eingeführt werden. Die Speicherung eines Objekts ist ähnlich wie bei Verbunden.
- Mehrere Dateien: Funktionen und Attribute werden in mehrere Dateien aufgeteilt, welche seperat programmiert und kompiliert werden können. Für die Deklaration von Funktionen und Attributen werden .h-Headerdateien verwendet und für deren Definitionen sind .c-Quellcodedateien da. Hierbei ist der Basisname einer .h-Headerdatei identisch zu dem der entsprechenden .c-Quellcodedatei. Dateien werden über #include "file" eingebunden, was einem direkten einfügen des entsprechenden Codes der eingebundenen Datei an genau dieser Stelle in die einbindende Datei entspricht. Über einen Linker (Definition 5.6) können kompilierte .o-Objektdateien (Definition 5.5) zusammengefügt werden. Der Linker achtet darauf keinen doppelten Code zuzulassen.

 $^{^{22}}$ Das ist notwendig, sobald es sich um eine Strukturierte Programmiersprache (Definition 1.2) handelt.

²³Die in diesem Unterpunkt erwähnten Begriffe werden nur grob erläutert, da sie für den PicoC-Compiler keine Rolle spielen. Aber sie wurden erwähnt, damit in dieser Bachelorarbeit auch das übliche Vorgehen Erwähnung findet.

²⁴Was der Grund ist, warum ein Stackframe überhaupt angelegt wird, damit später beim Rücksprung aus der aufgerufenen Funktion die Ausführung mit allen Variablen, wie vor dem Funktionsaufruf fortgesetzt werden kann.

²⁵Es gibt hierfür leider keinen deutschen Begriff, der geläufig ist.

- malloc und free: Es wird eine Bibltiothek, wie die Bibltiothek stdlib²⁶ mit den Funktionen malloc und free implementiert, deren .h-Headerdatei mittels #include "malloc_and_free.h" eingebunden wird. Es braucht eine neue Kommandozeilenoption -1, um dem Linker verwendete Bibliotheken mitzuteilen. Aufgrund der Einführung von malloc und free, wird im Datensegment der Abschnitt nach den Globalen Statischen Daten als Heap bezeichnet, der mit dem Stack kollidieren kann. Im Heap wird von der malloc-Funktion Speicherplatz allokiert und ein Zeiger auf den allokierten Speicherplatz zurückgegeben. Dieser Speicherplatz kann von der free-Funktion wieder freigegeben werden. Um zu wissen, wo und wieviel Speicherplatz an diesen Stellen im Heap zur Allokation frei ist, muss dies in einer Datenstruktur abgespeichert werden.
- Garbage Collector: Anstelle der free-Funktion kann auch einfach die malloc-Funktion direkt so implementiert werden, dass sobald der Speicherplatz auf dem Heap knapp wird, Speicherplatz freigegeben wird. Es soll Speicherplatz freigegeben werden, der sowieso unmöglich in der Zukunft mehr gebraucht werden würde. Auf eine sehr einfache Weise lässt sich dies mit dem Two-Space Copying Collector (Definition 5.19) implementieren.
- Bibliothek für print und input: Bisher sind die Funktionen print und input über den Trick, einen eigenen RETI-Befehl CALL (PRINT | INPUT) ACC für den RETI-Interpreter zu definieren gelöst. Dieser Befehl übernimmt einfach direkt das Ausgeben und Eingaben entgegennehmen. Ohne Trick geht es über eine eigene stdio-Bibliothek²⁷ mit print- und input-Funktionen, welche die UART verwenden, um z.B. an einen simpel gehaltenen, simulierten Monitor Daten zu übertragen, die dieser anzeigt.
- Feld mit Länge: Man könnte in einer Bibliothek über eine Klasse einen eigenen Felddatentyp, wie in der Programmiersprache L_{C++} mit dem Datentyp std::vector implementieren, der seine Anzahl Elemente an den Anfang des Felds speichert. Auf diese Weise kann über z.B. eine Methode size die Anzahl Elemente direkt über die Variable des Felds selbst ausgelesen werden (z.B. vec_var.size) und muss nicht in einer seperaten Variable gespeichert werden.
- Maschinencode in binärer Repräsentation: Maschinencode wird nicht, wie momentan beim PicoC-Compiler in menschenlesbarer Repräsentation ausgegeben, sondern in binärer Repräsentation nach dem Intruktionsformat, welches in der Vorlesung C. Scholl, "Betriebssysteme" festgelegt wurde.
- PicoPython: Da das Lark Parsing Toolkit verwendet wird, welches das Parsen über eine selbst angegebene Konkrete Grammatik umsetzt, könnte mit relativ geringem Aufwand ein Konkrete Grammatik definiert werden, die eine zur Programmiersprache L_{Python} ähnliche Konkrete Syntax beschreibt. Die Konkrete Syntax einer Programmiersprache lässt sich durch Austauschen der Konkreten Grammatik sehr einfach ändern. Die Semantik zu ändern ist dagegen deutlich aufwändiger. Viele der PicoC-Knoten könnten für die Programmiersprache $L_{PicocPython}$ wiederverwendet werden und viele Passes müssten nur erweitert werden.
- Call by Reference: Könnte über das Wiederverwenden des &-Symbols für Parameter bei Funktionsdeklarationen und Funktionsdefinitionen umgesetzt werden, so wie es in der Programmiersprache L_{C++} umgesetzt ist.
- PicoC-Debugger: Es wird eine neue Kommandozeilenoption, z.B. -g eingeführt, durch welche spezielle Informationen in Objektcode (Definition 5.5) geschrieben werden. Diese Informationen teilen einem Debugger unter anderem mit, wo die RETI-Befehle für Anweisungen, die zu diesen übersetzt wurden beginnen und wo sie aufhören. Auf diese Weise weiß der Debugger, bis wohin er die RETI-Befehle ausführen soll, damit er eine Anweisung abgearbeitet hat.
- \bullet Bootstrapping: Mittels Bootstrapping lässt sich der PicoC-Compiler von der Sprache L_{Python}

²⁶Auch engl. General Purpose Standard Library genannt.

 $^{^{27}}$ stdio ist die Standard-Input-Output-Bibliothek von L_C .

unahbängig machen, in welcher dieser implementiert ist, als auch von der Maschine, die das cross-compilen (Definition 2.6) übernimmt. Im Unterkapitel 4.3 wird genauer hierauf eingegangen. Hierdurch wird der PicoC-Compiler zu einem Compiler für die RETI-CPU gemacht, der auf der RETI-CPU selbst läuft.

```
/ in:42
   // expected:1
 3
 4
   int ret1() {
    return 1;
   int ret0() {
    return 0;
10 }
  int tail_call_fun(int bool_val) {
13
    if (bool_val) {
14
       return ret1();
15
    }
16
    return ret0();
17 }
18
19
  void main() {
20
    print(tail_call_fun(input()));
21 }
```

Code 4.5: Beispiel für Tail Call.

Anmerkung 9

Partielle Evaluation und Lazy Evaluation wurden im PicoC-Compiler nicht implementiert, da dieser als Lerntool gedacht ist und diese Funktionalitäten den RETI-Code für Studenten schwerer verständlich machen würden. Die Codeschnipsel und die damit verbundenen Paradigmen aus der Vorlesung könnten nicht mehr so einfach nachvollzogen werden, da es durch das schwerere Ausmachen können von Orientierungspunkten und das Fehlen erwarteter Muster leichter zur Verwirrung bei den Studenten kommen könnte.

Appendix

Dieses Kapitel dient als Lagerstätte für Definitionen, Tabellen, Abbildungen und ganze Unterkapitel, die zum Erhalt des roten Fadens und des Leseflusses in den vorangegangenen Kapiteln hierher ausgelaggert wurden. Im Unterkapitel RETI Architektur Details können einige Details der RETI-Architektur nachgeschaut werden, die im Kapitel Einführung den Lesefluss stören würden und zum Verständnis nur bedingt wichtig sind. Im Unterkapitel Sonstige Definitionen sind einige Definitionen ausgelaggert, die zum Verständnis der Implementierung des PicoC-Compilers nicht wichtig sind, aber z.B. an einer bestimmten Stelle in den vorangegangenen Kapiteln kurz Erwähnung fanden. Im Unterkapitel Bootstrapping wird ein Vorgehen, das Bootstrapping erklärt, welches beim PicoC-Compiler nicht umgesetzt wurde, es aber erlauben würde aus dem PicoC-Compiler einen Compiler für die RETI-CPU zu machen, der auf der RETI-CPU selbst läuft.

RETI Architektur Details

Hier wird die Semantik der verschiedenen Befehle des Befehlssatzes der RETI-Architektur mithilfe von Tabelle 5.1, Tabelle 5.2 und Tabelle 5.3 dokumentiert. Des Weiteren sind in Abbildung 5.1 die Datenpfade der RETI-Architektur dargestellt.

Typ	\mathbf{Modus}	Befehl	Wirkung
01	00	LOAD D i	$D := M(\langle i \rangle), \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
01	01	LOADIN S D i	$D := M(\langle S \rangle + i), \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
01	11	LOADI D i	$D := 0^{10}i, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1, \text{ bei } D = PC \text{ wird der PC}$
			nicht inkrementiert
10	00	STORE S i	$M(\langle i \rangle) := S, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
10	01	STOREIN D S i	$M(\langle D \rangle + i) := S, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
10	11	MOVE S D	$D := S, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$, Move: Bei $D = PC$ wird der
			PC nicht inkrementiert

Tabelle 5.1: Load und Store Befehle aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst zusammengestellt, leicht abgewandelt.

Typ	\mathbf{M}	RO	${f F}$	Befehl	Wirkung
00	0	0	000	ADDI D i	$[D] := [D] + [i], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	0	0	001	SUBI D i	$[D] := [D] - [i], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	0	0	010	MULI D i	$[D] := [D] * [i], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	0	0	011	DIVI D i	$[D] := [D] / [i], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	0	0	100	MODI D i	$[D] := [D] \% [i], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	0	0	101	OPLUSI D i	$[D] := [D] \oplus 0^{10}i, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	0	0	110	ORI D i	$[D] := [D] \vee 0^{10}i, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	0	0	101	ANDI D i	$[D] := [D] \wedge 0^{10}i, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	000	ADD D i	$[D] := [D] + [M(\langle i \rangle)], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	001	SUB D i	$[D] := [D] - [M(\langle i \rangle)], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	010	MUL D i	$[D] := [D] * [M(\langle i \rangle)], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	011	DIV D i	$[D] := [D] / [M(\langle i \rangle)], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	100	MOD D i	$[D] := [D] \% [M(\langle i \rangle)], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	101	OPLUS D i	$D := D \oplus M(\langle i \rangle), \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	110	OR D i	$D := D \lor M(\langle i \rangle), \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	1	0	101	AND D i	$D := D \wedge M(\langle i \rangle), \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	000	ADD D S	$[D] := [D] + [S], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	001	SUB D S	$[D] := [D] - [S], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	010	MUL D S	$[D] := [D] * [S], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	011	DIV D S	$[D] := [D] / [S], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	100	MOD D S	$[D] := [D] \% [S], \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	101	OPLUS D S	$D := D \oplus S, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	110	OR D S	$D := D \lor S, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
00	*	1	101	AND D S	$D := D \land S, \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$

Tabelle 5.2: Compute Befehle aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst zusammengestellt, leicht abgewandelt.

Type	Condition	J	Befehl	Wirkung
11	000	00	NOP	$\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
11	001	00	$\mathrm{JUMP}_{>}\mathrm{i}$	Falls $[ACC] > 0$: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$, sonst: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
11	010	00	$JUMP_{=}i$	Falls $[ACC] = 0$: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$, sonst: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
11	011	00	$\mathrm{JUMP}_{\geq}\mathrm{i}$	Falls $[ACC] \ge 0$: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$, sonst: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
11	100	00	$JUMP_{<}i$	Falls $[ACC] < 0$: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$, sonst: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
11	101	00	$\mathrm{JUMP}_{ eq}\mathrm{i}$	Falls $[ACC] \neq 0$: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$, sonst: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1$
11	110	00	$JUMP \le i$	Falls $[ACC] \le 0$: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$, sonst: $\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + 1 \langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$
11	111	00	JUMPi	$\langle PC \rangle := \langle PC \rangle + [i]$
11	*	01	INT i	$\langle PC \rangle := IVT[i]$ Interrupt Nr.i wird Ausgeführt
11	*	10	RTI	Rücksprungadresse vom Stack entfernt, in PC geladen, Wechsel in Usermodus

 $\textbf{Tabelle 5.3:} \ \textit{Jump Befehle aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst zusammengestellt, leicht abgewandelt.$

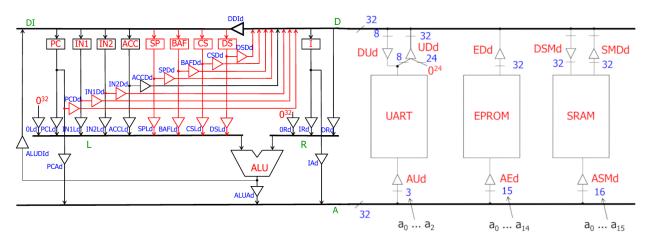


Abbildung 5.1: Datenpfade der RETI-Architektur aus C. Scholl, "Betriebssysteme", nicht selbst erstellt.

Sonstige Definitionen

Im Folgenden sind einige Definitionen aufgelistet, die in den vorangegangenen Kapiteln Erwähnung fanden und zur Beibehaltung des roten Fadens und des Leseflusses in dieses Unterkapitel ausgelaggert wurden. Die Definitionen in diesem Unterkapitel vermitteln Theorie über Compilerbau, die über das hinausgeht, was zum Verständnis der Implementierung des PicoC-Compilers notwendig ist.

Definition 5.1: Bezeichner (bzw. Identifier)

Z

Zeichenfolge^a, die eine Konstante, Variable, Funktion usw. innerhalb ihres Sichtbarkeitsbereichs (Definition 1.9) eindeutig benennt. $^{b\,c\,d}$

Definition 5.2: Label

Durch einen Bezeichner eindeutig zuordenbares Sprungziel im Programmcode. ab

Definition 5.3: Assemblersprache (bzw. engl. Assembly Language)

Z.

Eine sehr hardwarenahe Programmiersprache, deren Befehle eine starke Entsprechung zu bestimmten Maschinenbefehlen bzw. Folgen von Maschinenbefehlen haben. Viele Befehle haben eine ähnliche übliche Struktur Operation <Operanden>, mit einer Operation, die einen Opcode eines Maschinenbefehls bezeichnet und keinen oder mehreren Operanden, so wie die Maschinenbefehle, denen sie entsprechen. Allerdings gibt es oftmals noch viel "syntaktischen Zucker" innerhalb der Befehle und drumherum". de

^aBzw. Tokenwert.

^bAußer wenn z.B. bei Methoden die Programmiersprache das Überladen erlaubt usw. In diesem Fall wird die Signatur der Funktion als weiteres Unterscheidungsmerkmal hinzugenommen, damit es eindeutig ist.

^cThiemann, "Einführung in die Programmierung".

 $^{^{}d}Bezeichner.$

^aThiemann, "Compilerbau".

 $^{^{}b}Label$ (Programmierung).

 $[^]a$ Befehle der Assemblersprache, die mehreren Maschinenbefehlen entsprechen werden auch als Pseudo-Befehle bezeichnet und entsprechen dem, was man im allgemeinen als Macro bezeichnet.

^bZ.B. erlaubt die Assemblersprache des GCC für die X_{86_64} -Architektur für manche Operanden die Syntax $\mathbf{n}(\%\mathbf{r})$, die einen Speicherzugriff mit Offset n zur Adresse, die im Register $\%\mathbf{r}$ steht durchführt, wobei z.B. die Klammern ()

usw. nur "syntaktischer Zucker" sind und natürlich nicht mitkodiert werden.

 c Z.B. sind im $X_{86.64}$ -Assembler die Befehle in Blöcken untergebracht, die ein Label haben und zu denen mittels jmp 1abel> gesprungen werden kann. Ein solches Konstrukt, was vor allem auch noch relativ beliebig wählbare Bezeichner verwendet, hat keine direkte Entsprechung in einem handelsüblichen Prozessor oder Hauptspeicher.

^dP. Scholl, "Einführung in Embedded Systems".

Anmerkung Q

Ein Assembler (Definition 5.4) ist in üblichen Compilern in einer bestimmten Form meist schon integriert, da Compiler üblicherweise direkt Maschinencode bzw. Objektcode (Definition 5.5) erzeugen. Ein Compiler soll möglichst viel von seiner internen Funktionsweise und der damit verbundenen Theorie für den Benutzer abstrahieren und dem Benutzer daher standardmäßig einfach nur die Ausgabe liefern, welche er in den allermeisten Fällen haben will, nämlich den Maschinencode, der direkt ausführbar ist bzw. den Objektcode der ausführbar ist, wenn er später mit dem Linker (Definition 5.6) zu Maschinencode zusammengesetzt wird.

Definition 5.4: Assembler



Übersetzt im allgemeinen Assemblercode in Assemblersprache zu Maschinencode bzw. Objektcode in Maschinensprache. Der Maschinencode und Objektcode werden üblicherweise beide in binärer Repräsentation erzeugt.^{ab}

^aP. Scholl, "Einführung in Embedded Systems".

Definition 5.5: Objektcode



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

^aP. Scholl, "Einführung in Embedded Systems".

Definition 5.6: Linker



Programm, dass Objektcode aus mehreren Objektdateien zu ausführbarem Maschinencode in eine ausführbare Datei oder Bibliotheksdatei linkt bzw. zusammenfügt und Adresseresolution macht, sodass unter anderem kein vermeidbarer doppelter Code darin vorkommt. ab

^aP. Scholl, "Einführung in Embedded Systems".

Definition 5.7: Transpiler (bzw. Source-to-source Compiler)



Kompiliert zwischen Sprachen, die ungefähr auf dem gleichen Level an Abstraktion arbeiten^a. bc

 ${}^b{\rm Thiemann},$ "Compilerbau".

 $^{^{}e}Assemblersprache.$

 $[^]b Assembler.$

^b Objektcode.

 $^{^{}b}Linker$ (Computerprogramm).

^aEin gutes Beispiel hierfür ist die Programmiersprache TypeScript, die als Obermenge von JavaScript die Sprache Javascript erweitern will und gleichzeitig die Syntax von JavaScript unterstützen will. Daher bietet es sich an Typescript zu Javascript zu transpilieren.

^c Compiler.

Definition 5.8: Rekursiver Abstieg



Es wird jedem Nicht-Terminalsymbol eine Prozedur zugeordnet, welche die Produktionen dieses Nicht-Terminalsymbols umsetzt. Prozeduren rufen sich dabei wechselseitig entsprechend der Produktionen, welche sie jeweils umsetzen gegenseitig auf.^a

Anmerkung Q

Bei manchen Ansätzen für das Parsen eines Programmes, ist es notwendig eine LL(k)-Grammatik (Definition 5.10) vorliegen zu haben. Bei diesen Ansätzen, die meist die Methode des Rekursiven Abstiegs (Definition 5.8) verwenden, lässt sich eine bessere minimale Laufzeit garantieren, da aufgrund der LL(k)-Eigenschafft ausgeschlossen werden kann, dass Backtracking notwendig ist^a.

Manche der Ansätze für das Parsen eines Programmes haben ein Problem, wenn die Grammatik, die beim Algorithmus zur Entscheidung des Wortproblems verwendet wird, eine Linksrekursive Grammatik (Definition 5.9) ist^b.

Definition 5.9: Linksrekursive Grammatiken

Z

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

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

$$A \Rightarrow^* Aa$$
,

wobei a eine beliebige Folge von Grammatiksymbolen^a ist.^b

Definition 5.10: LL(k)-Grammatik



Eine Grammatik ist LL(k) für $k \in \mathbb{N}$, falls jeder Ableitungsschritt eindeutig durch die nächsten k Tokentypen der Tokens, welche aus dem Eingabewort generiert wurden bestimmt werden kann^a. Dabei steht LL für left-to-right und leftmost-derivation, da das Eingabewort von links nach rechts geparst und immer Linksableitungen genommen werden müssen^b, damit die obige Bedingung mit den nächsten k Symbolen gill. k

^aRekursiver Abstieg.

^aMehr Erklärung hierzu findet sich im Unterkapitel 2.4.

 $[^]b$ Für den im PicoC-Compiler verwendeten Earley Parsers stellt dies allerdings kein Problem dar.

^aAlso eine beliebige Folge von Terminalsymbolen und Nicht-Terminalsymbolen.

^bParsers — Lark documentation.

 $[^]a$ Das wird auch als Lookahead von k bezeichnet.

 $[^]b$ Wobei sich das mit den Linksableitungen automatisch ergibt, wenn man das Eingabewort von links-nach-rechts parsed und jeder der nächsten k Ableitungsschritte eindeutig sein soll.

^cNebel, "Theoretische Informatik".

 $^{^{}d}LL(k)$ -Grammatik.

Definition 5.11: Earley Erkenner

Z

Ist ein Erkenner (Definition 2.37), der für alle Kontextfreien Sprachen das Wortproblem entscheiden kann und das mittels Dynamischer Programmierung mit dem Top-Down Ansatz (siehe Unterkapitel 2.4) umsetzt. abcd

Eingabe und Ausgabe des Algorithmus sind:

- Eingabe: Eingabewort w und Konkrete Grammatik $G_{Parse} = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$.
- Ausgabe: 0 wenn $w \notin L(G_{Parse})$ und 1 wenn $w \in L(G_{Parse})$.

Bevor dieser Algorithmus erklärt wird, müssen noch einige Symbole und Notationen erklärt werden:

- α , β , γ stellen eine beliebige Folge von Grammatiksymbolen^f dar.
- A und B stellen jeweils ein Nicht-Terminalsymbole dar.
- a stellt ein Terminalsymbol dar.
- Earley's Punktnotation: $A := \alpha \bullet \beta$ stellt eine Produktion dar, in der α bereits geparst wurde und β noch geparst werden muss.
- Es wird eine spezielle Indexierung innerhalb des Eingabeworts verwendet, die informell ausgedrückt so umgesetzt ist, dass die Indices zwischen Lexemen liegen. Index 0 ist vor dem ersten Lexeme verortet. Index 1 ist nach dem ersten Lexeme verortet. Index n ist nach dem letzten Lexeme verortet.

und davor müssen noch einige Begriffe definiert werden:

- Zustandsmenge: Für jeden der n + 1 Indices^g j des Eingabeworts w wird eine Zustandsmenge Z(j) generiert.
- Zustand einer Zustandsmenge: Ist ein Tupel $(A := \alpha \bullet \beta, i)$, wobei $A := \alpha \bullet \beta$ die aktuelle Produktion ist, die bis Punkt geparst wurde und i der Index ist, ab welchem der Versuch der Erkennung eines Teilworts des Eingabeworts mithilfe dieser Produktion begann.

Der Ablauf des Algorithmus ist wie folgt:

- 1. Initialisiere Z(0) mit der Produktion, welche das Startsymbol S auf der linken Seite des ::=-Symbols hat.
- 2. Es werden für jeden Zustand in der aktuellen Zustandsmenge Z(j) die folgenden Operationen ausgeführt:
 - Voraussage: Wenn der Zustand die Form (A ::= α Bγ, i) hat, wird für jede Produktion (B ::= β) in der Konkreten Grammatik, die ein B auf der linken Seite des ::=-Symbols hat ein Zustand (B ::= •β, j) zur Zustandsmenge Z(j) hinzugefügt.
 - Überprüfung: Wenn der Zustand die Form $(A ::= \alpha \bullet a\gamma, i)$ hat, wird der Zustand $(A ::= \alpha a \bullet \gamma, i)$ zur Zustandsmenge Z(j+1) hinzugefügt.
 - Vervollständigung: Wenn der Zustand die Form (B ::= β•,i) hat, werden alle Zustände in Z(i) gesucht, welche die Form (A ::= α• Bγ,i) haben und es wird der Zustand (A ::= αB•γ,i) zur Zustandsmenge Z(j) hinzugefügt.

bis:

- der Zustand $(S := \beta \bullet, 0)$ in der Zustandsmenge Z(n) auftaucht^h $\Rightarrow w \in L(G_{Parse})$.
- keine Zustände mehr hinzugefügt werden können $\Rightarrow w \notin L(G_{Parse})$.

Definition 5.12: Liveness Analyse

Z

Findet heraus, welche Variablen in welchen Regionen eines Programmes verwendet werden.^a

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Definition 5.13: Live Variable



Eine Variable, deren momentaner Wert später im Programmablauf noch verwendet wird. Man sagt auch die Variable ist live. ab

 a Es gibt leider kein allgemein gebräuchliches deutsches Wort für Live Variable.

^bG. Siek, Essentials of Compilation.

Definition 5.14: Graph Coloring



Problem, bei dem den Knoten eines Graphen^a Zahlen^b zugewiesen werden sollen, sodass keine zwei adjazente Knoten die gleiche Zahl haben und möglichst wenige unterschiedliche Zahlen gebraucht werden. ^{c de}

Definition 5.15: Interference Graph



Ein ungerichteter Graph mit Variablen als Knoten, der eine Kante zwischen zwei Variablen hat, wenn es sich bei beiden Variablen zu dem Zeitpunkt um Live Variablen (Definition 5.13) handelt. In Bezug auf Graph Coloring (Definition 5.14) bedeutet eine Kante, dass diese zwei Variablen nicht die gleiche Zahl^a zugewiesen bekommen dürfen, weil sie zum selben Zeitpunkt live sind und daher nicht der gleichen Location zugewiesen werden dürfen. bc

^aJay Earley, "An efficient context-free parsing".

^bErklärweise wurde von der Webseite Earley parser übernommen.

^cEarley parser.

 $[^]d$ Earley Parser.

 $^{^{}e}L(G_{Parse})$ ist die Sprache, welche durch die Konkrete Grammatik G_{Parse} beschrieben wird.

 $[^]f$ Also eine Folge von Terminalsymbolen und Nicht-Terminalsymbolen.

^gDa man bei 0 **anfängt** zu zählen.

^hWobei S das Startsymbol ist.

 $[^]a {\rm In}$ Bezug zu Compilerbau ein Ungerichteter Graph.

^bBzw. Farben.

 $[^]c\mathrm{Es}$ gibt leider kein allgemein verwendetes deutsches Wort für Graph Coloring.

^dG. Siek, Essentials of Compilation.

^e Graph coloring.

^aBzw. Farbe.

 $^{{}^{}b}\mathrm{G}.$ Siek, Essentials of Compilation.

^cRegister allocation.

Definition 5.16: Kontrollflussgraph

Z

Gerichteter Graph, der den Kontrollfluss (Definition 5.16) eines Programmes beschreibt. ab

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Definition 5.17: Kontrollfluss

7

Die Reihenfolge in der z.B. Anweisungen, Funktionsaufrufe usw. eines Programmes ausgewertet werden^a.^b

^aMan geht hier von einem Programm in einer Imperativen Programmiersprache aus.

Definition 5.18: Kontrollflussanalyse



Analyse des Kontrollflusses (Defintion 5.17) eines Programmes, um herauszufinden zwischen welchen Teilen des Programms Daten ausgetauscht werden und welche Abhängigkeiten sich daraus ergeben.

Der simpelste Ansatz ist es, in einen Kontrollflussgraph iterativ einen Algorithmus a anzuwenden, bis sich an den Werten der Knoten nichts mehr ändert b . c d

^aIm Bezug zu Compilerbau die Liveness Analyse.

Definition 5.19: Two-Space Copying Collector

 b Bis diese sich **stabilisiert** haben

^cG. Siek, Essentials of Compilation.

Ein Garbabe Collector, bei dem der Heap in FromSpace und ToSpace unterteilt wird. Bei nicht ausreichendem Speicherplatz auf dem Heap, werden alle Variablen, die in Zukunft noch verwendet werden vom FromSpace zum ToSpace kopiert. Der aktuelle ToSpace wird danach zum neuen FromSpace und der aktuelle FromSpace wird danach zum neuen ToSpace.^a

^aG. Siek, Essentials of Compilation.

Bootstrapping

Wenn eines Tages eine RETI-CPU auf einem FPGA implementiert werden sollte, sodass ein provisorisches Betriebssystem darauf laufen könnte, dann wäre der nächste Schritt einen Self-Compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$ (Defintion 5.20) zu schreiben. Durch einen Self-Compiling Compiler kann die Unabhängigkeit von der Programmiersprache L_{Python} , in welcher der PicoC-Compiler $C_{PicoC_RETI}^{Python}$ bisher implementiert ist erreicht werden. Des Weiteren kann die Unabhängigkeit von einer anderen Maschine, die bisher immer für das Cross-Compiling (Definition 2.6) notwendig war erreicht werden. Mittels Bootrapping wird aus dem PicoC-Compiler ein "richtiger Compiler" für die RETI-CPU gemacht, der auf der RETI-CPU selbst läuft.

 $[^]bKontroll fluss graph.$

 $^{^{}b}Kontrollfluss.$

^dControl flow analysis.

 $^{^{1}}$ Ein üblicher Compiler, wie ihn ein Programmierer verwendet, wie der GCC oder Clang läuft üblicherweise selbst auf der Maschine für welche er kompiliert.

Anmerkung Q

Im Folgenden wird ein voll ausgeschriebenes Compilerkürzel als $C_{E_A_k_min}^{I_j}$ geschrieben, wobei:

- $C^{I_{-j}}_{E_A_k_min} =$ Eingabesprache.
- $C_{E_A_k_min}^{I_j}$ $\hat{=}$ Ausgabesprache. $C_{E_A_k_min}^{I_j}$ $\hat{=}$ Version k der Eingabesprache.
- $C_{E_A,k_min}^{I_j}$ = Implementierungssprache bzw. Maschinensprache mit welcher der Compiler läuft.
- $C^{I,j}_{E_A_k_min} = Version j$ der Implementierungssprache.
- $C_{E,A,k,min}^{I_{-j}} \triangleq$ Minimaler Compiler.

bedeuten.

Definition 5.20: Self-compiling Compiler

Compiler $C_{E_{-}M}^{E}$, der in der Eingabesprache L_{E} implementiert ist, die er kompiliert. Also ein Compiler, der sich selbst kompilieren könnte. ab

^aJ. Earley und Sturgis, "A formalism for translator interactions".

Will man für eine Maschine M_{RETI} , auf der bisher keine anderen Programmiersprachen mittels Bootstrapping (Definition 5.21) zum laufen gebracht wurden, den gerade beschriebenen Self-compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$ implementieren und hat bereits den gesamtem Self-compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$ in der Sprache L_{PicoC} implementiert, so stösst man auf ein Problem, dass auf das Henne-Ei-Problem² reduziert werden kann. Man bräuchte, um den Self-compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$ auf der Maschine M_{PicoC} zu kompilieren bereits einen kompilierten Self-compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{RETI}$. Es liegt eine zirkulare Abhängigkeit vor, die man nur auflösen kann, indem eine externe Entität zur Hilfe nimmt.

Eine Möglichkeit diese zirkulare Abhängigkeit zu brechen, wäre, dass man den Cross-Compiler $C_{PicoC_RETI}^{Python}$, den man bereits in der Programmiersprache L_{Python} implementiert hat auf einer anderen Maschine M_{other} dazu nutzt, um den Self-compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$ für die Maschine M_{RETI} zu kompilieren bzw. zu bootstrappen. Der Cross-Compiler $C_{PicoC_RETI}^{Python}$ stellt in diesem Fall einen Bootstrap Compiler (Definition 5.22) dar. Den kompilierten Compiler $C_{PicoC_RETI}^{RETI}$ kann man dann einfach von der Maschine M_{other} auf die Maschine M_{RETI} kopieren³. In Abbildung 5.2 ist das ganze in einem T-Diagramm (siehe Unterkapitel 2.1.1) dargestellt.

^bBootstrapping (compilers).

²Beschreibt die Situation, wenn ein System sich selbst als Abhängigkeit hat, damit es überhaupt einen Anfang für dieses System geben kann. Dafür steht das Problem mit der Henne und dem Ei sinnbildlich, da hier die Frage ist, wie das ganze seinen Anfang genommen hat, da beides zirkular voneinander abhängt.

 $^{^3}$ Im Fall, dass auf der Maschine M_{RETI} die Programmiersprache L_{Python} bereits mittels Bootstrapping zum Laufen gebracht wurde, könnte der Self-compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$ auch mithife des Cross-Compilers $C_{PicoC_RETI}^{Python}$ als externe Entität auf der Maschine M_{RETI} selbst kompiliert werden.

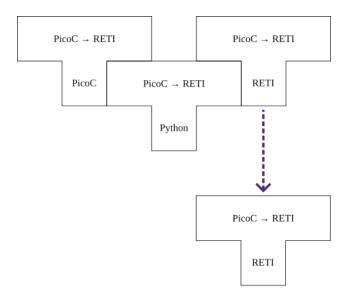


Abbildung 5.2: Cross-Compiler als Bootstrap Compiler.

Definition 5.21: Bootstrapping

I

Wenn man einen Self-compiling Compiler $C_{E_M}^E$ einer Eingabesprache L_E auf einer Maschine mit der Maschinensprache L_M zum laufen bringt^{abcd}. Dabei ist die Art von Bootstrapping in 5.21.1 nochmal gesondert hervorzuheben.

5.21.1: Wenn man die aktuelle Version eines Self-compiling Compilers $C_{E_M_i}^{E_i}$ der Eingabesprache L_{E_i} mithilfe von früheren Versionen seiner selbst für eine Maschine mit der Maschinensprache L_M kompiliert. Man schreibt also z.B. die aktuelle Version des Self-compiling Compilers $C_{E_M_i-1}^{E_i-1}$ in der Sprache L_{E_i-1} , welche von der früheren Version des Self-compiling Compilers $C_{E_M_i-1}^{E_i-1}$, genuer dem kompilierten Self-compiling Compiler $C_{E_M_i-1}^M$, kompiliert wird.

Man erhält so einen kompilierten Self-compiling Compiler $C_{E_-M_-i}^M$, der dazu in der Lage wäre den Self-compiling Compiler $C_{E_-M_-i}^{E_-i}$ zu kompilieren, der in selben Version der Eingabesprache L_E implementiert ist, die er kompiliert. Man schafft es so iterativ immer umfangreichere Compiler zu erstellen. efgh

^aZ.B. mithilfe eines Bootstrap Compilers.

^bDer Begriff hat seinen Ursprung in der englischen Redewendung "pulling yourself up by your own bootstraps", was im deutschen ungefähr der aus den Lügengeschichten des Freiherrn von Münchhausen bekannten Redewendung "sich am eigenen Schopf aus dem Sumpf ziehen"entspricht.

^cHat man einmal einen solchen Self-compiling Compiler $C_{E_{-M}}^{E}$ auf der Maschine mit der Maschinensprache L_{M} zum laufen gebracht, so kann man den Compiler auf dieser Maschine weiterentwickeln, ohne von externen Entitäten, wie einer bestimmten Programmiersprache L_{O} , in welcher der Compiler oder eine frühere Version des Compilers ursprünglich implementiert war abhängig zu sein.

^dEinen Compiler in der Sprache zu implementieren, die er selbst kompiliert und diesen Compiler dann sich selbst kompilieren zu lassen, kann eine gute Probe aufs Exempel darstellen, um zu prüfen, ob der Compiler auch wirklich funktioniert.

 $[^]e$ Es ist hierbei theoretisch nicht notwendig den letzten Self-compiling Compiler $C_{E_M_i-1}^{E_i-1}$ für das Kompilieren des neuen Self-compiling Compilers $C_{E_M_i}^{E_i}$ zu verwenden, wenn z.B. der Self-compiling Compiler $C_{E_M_i}^{E_i-3}$ auch bereits alle Funktionalitäten, die beim Implementieren des Self-compiling Compilers $C_{E_M_i}^{E_i}$ verwendet wurden kompilieren kann.

^fDer Begriff ist sinnverwandt mit dem Booten eines Computers, wo die wichtigste Software, der Kernel zuerst in den Hauptspeicher geladen wird und darauf aufbauend von diesem dann das Betriebssystem, welches bei Bedarf dann Systemsoftware (Software, die das Ausführen von Anwendungssoftware ermöglicht oder unterstützt, wie z.B. Treiber) und Anwendungssoftware (Software, deren Anwendung darin besteht, dass sie dem Benutzer unmittelbar eine Dienstleistung zur Verfügung stellt) lädt.

^gJ. Earley und Sturgis, "A formalism for translator interactions".

 hBootstrapping (compilers).

Definition 5.22: Boostrap Compiler

Z

Compiler $C_{E_M}^O$, der es ermöglicht einen Self-compiling Compiler $C_{E_M}^E$ zu boostrapen (Definition 5.21). Hierzu wird der Self-compiling Compiler $C_{E_M}^O$ mit dem Bootstrap Compiler $C_{E_M}^O$ kompiliert^a. Der Bootstrap Compiler $C_{E_M}^O$ stellt eine externe Entität dar, die es ermöglicht die zirkulare Abhängikeit zu brechen, dass initial ein kompilierter Self-compiling Compiler $C_{E_M}^M$ bereits vorliegen müsste, damit der Self-compiling Compiler $C_{E_M}^E$ sich selbst kompilieren könnte. bc

^aDabei kann es sich um einen lokal auf der Maschine selbst laufenden Compiler oder auch um einen Cross-Compiler handeln.

^bThiemann, "Compilerbau".

 $^cBootstrapping\ (compilers).$

Aufbauend auf dem Self-compiling Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$, der einen Minimalen Compiler (Definition 5.23) für eine Teilmenge der Programmiersprache L_C darstellt, könnte man auch noch weitere Funktionalitäten der Programmiersprache L_C mittels Bootstrapping implementieren⁴.

Das bewerkstelligt man, indem man iterativ auf der Zielmaschine M_{RETI} selbst, aufbauend auf diesem Minimalen Compiler $C_{PicoC_RETI}^{PicoC}$, wie in Subdefinition 5.21.1 den Minimalen Compiler schrittweise zu einem immer umfangreicheren Compiler weiterentwickelt. In Abbildung 5.3 ist das ganze in einem T-Diagramm (siehe Unterkapitel 2.1.1) dargestellt.

Anmerkung 9

Einen ersten Minimalen Compiler $C_{E_M_min}^O$ der Sprache L_E für eine Maschine mit der Maschinensprache L_M kann man entweder mittels eines externen Bootstrap Compilers $C_{O_M}^M$ kompilieren zu $C_{E_M_min}^M$ oder man implementiert ihn direkt in der Maschinensprache L_M oder wenn ein Assembler $\mathbb{A}_{A_M}^M$ vorhanden ist, in der Assemblersprache L_A .

Dies ist nur beim allerersten Minimalen Compiler $C_{E_M_1_min}^O$ für eine allererste abstrakte Programmiersprache L_{E_1} mit z.B. Schleifen, Verzweigungen usw. notwendig. Ansonsten kann man immer eine Kette, die beim allerersten Minimalen Compiler $C_{E_M_1_min}^O$ anfängt fortführen, in der immer ein Compiler einen anderen Compiler kompiliert bzw. einen ersten Minimalen Compiler kompiliert und dieser Minimale Compiler dann eine umfangreichere Version von sich kompiliert usw.

Definition 5.23: Minimaler Compiler

Compiler $C_{E_M_min}^O$, der nur die notwendigsten Funktionalitäten einer Wunschsprache L_E , wie Schleifen, Verzweigungen kompiliert, die für die Implementierung eines Self-compiling Compilers $C_{E_M}^E$ oder einer bestimmten Version $C_{E_M_i}^{E_i}$ dieses Compilers wichtig sind. ab

 $^a\mathrm{Den}$ PicoC-Compiler $C^{Python}_{PicoC_RETI}$ könnte man auch als einen Minimalen Compiler ansehen.

^bThiemann, "Compilerbau".

⁴Natürlich könnte man aber auch einfach den Cross-Compiler $C_{PicoC_RETI}^{Python}$ um weitere Funktionalitäten von L_C erweitern, hat dann aber weiterhin eine Abhängigkeit von der Programmiersprache L_{Python} .

Anmerkung Q

Auch wenn ein Self-compiling Compiler $C_{E_M_i}^{E_i}$ in der Subdefinition 5.21.1 selbst in einer früheren Version L_{E_i-1} der Programmiersprache L_{E_i} geschrieben wird, wird dieser nicht mit $C_{E_M_i}^{E_i-1}$ bezeichnet, sondern mit $C_{E_M_i}^{E_i}$. Es geht bei Self-compiling Compilern darum, dass diese zwar in der Subdefinition 5.21.1 eine frühere Version $C_{E_{i-1}}^{E_{i-1}}$ nutzen, um sich selbst kompilieren, aber auch in der Lage sind sich selber zu kompilieren.

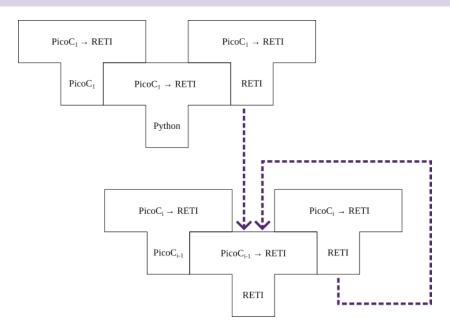


Abbildung 5.3: Iteratives Bootstrapping.

Literatur

Bücher

- G. Siek, Jeremy. *Essentials of Compilation*. 28. Jan. 2022. URL: https://iucompilercourse.github.io/IU-Fall-2021/ (besucht am 28.01.2022).
- LeFever, Lee. The Art of Explanation: Making your Ideas, Products, and Services Easier to Understand. 1. Aufl. Wiley, 20. Nov. 2012.
- Nystrom, Robert. Parsing Expressions · Crafting Interpreters. Genever Benning, 2021. URL: https://www.craftinginterpreters.com/parsing-expressions.html (besucht am 09.07.2022).

Artikel

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

Online

- 2.1.7 Vorrangregeln und Assoziativität. URL: https://www.tu-chemnitz.de/urz/archiv/kursunterlagen/C/kap2/vorrang.htm (besucht am 05.09.2022).
- A-Normalization: Why and How (with code). URL: https://matt.might.net/articles/a-normalization/(besucht am 23.07.2022).
- ANSI C grammar (Lex). URL: https://www.quut.com/c/ANSI-C-grammar-1-2011.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).
- Developers, Inkscape Website. *Draw Freely Inkscape*. URL: https://inkscape.org/ (besucht am 03.08.2022).
- Earley Parser. URL: https://rahul.gopinath.org/post/2021/02/06/earley-parsing/ (besucht am 20.06.2022).
- Errors in C/C++ GeeksforGeeks. URL: https://www.geeksforgeeks.org/errors-in-cc/ (besucht am 10.05.2022).
- 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).
- History GCC Wiki. URL: https://gcc.gnu.org/wiki/History (besucht am 06.08.2022).
- Home Neovim. URL: http://neovim.io/ (besucht am 04.08.2022).
- JSON parser Tutorial Lark documentation. URL: https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/json_tutorial.html (besucht am 09.07.2022).
- Ljohhuh. What is an immediate value? 4. Apr. 2018. URL: https://reverseengineering.stackexchange.com/q/17671 (besucht am 13.04.2022).
- Parsers Lark documentation. URL: https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/parsers. html (besucht am 20.06.2022).
- Transformers & Visitors Lark documentation. URL: https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/visitors.html (besucht am 09.07.2022).
- Variablen in C und C++, Deklaration und Definition Coder-Welten.de. URL: https://www.coder-welten.de/einstieg/variablen-in-c-3.html (besucht am 11.08.2022).
- Welcome to Lark's documentation! Lark documentation. URL: https://lark-parser.readthedocs.io/en/latest/ (besucht am 31.07.2022).
- What is Bottom-up Parsing? URL: https://www.tutorialspoint.com/what-is-bottom-up-parsing (besucht am 22.06.2022).

- What is the difference between function prototype and function signature? SoloLearn. URL: https://www.sololearn.com/Discuss/171026/what-is-the-difference-between-function-prototype-and-function-signature/ (besucht am 18.07.2022).
- What is Top-Down Parsing? URL: https://www.tutorialspoint.com/what-is-top-down-parsing (besucht am 22.06.2022).

Vorlesungen

- Bast, Hannah. "Programmieren in C". Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2020. URL: https://ad-wiki.informatik.uni-freiburg.de/teaching/ProgrammierenCplusplusSS2020 (besucht am 09.07.2022).
- 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).
- — "Technische Informatik". Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 3. Aug. 2022. (Besucht am 03.08.2022).
- Scholl, Philipp. "Einführung in Embedded Systems". Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2021. URL: https://earth.informatik.uni-freiburg.de/uploads/es-2122/ (besucht am 09.07.2022).
- Thiemann, Peter. "Compilerbau". Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2021. URL: http://proglang.informatik.uni-freiburg.de/teaching/compilerbau/2021ws/ (besucht am 09.07.2022).
- — "Einführung in die Programmierung". Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2018. URL: http://proglang.informatik.uni-freiburg.de/teaching/info1/2018/ (besucht am 09.07.2022).
- Westphal, Dr. Bernd. "Softwaretechnik". Vorlesung. Vorlesung. Universität Freiburg, 2021. URL: https://swt.informatik.uni-freiburg.de/teaching/SS2021/swtvl (besucht am 19.07.2022).

Sonstige Quellen

- Anweisung (Programmierung). In: Wikipedia. Page Version ID: 222957636. 17. Mai 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Anweisung_(Programmierung)&oldid=222957636 (besucht am 13.08.2022).
- Assembler. In: Wikipedia. Page Version ID: 212253092. 23. Mai 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Assembler&oldid=212253092 (besucht am 13.08.2022).
- Assemblersprache. In: Wikipedia. Page Version ID: 225449545. 19. Aug. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Assemblersprache&oldid=225449545 (besucht am 13.08.2022).
- Aufrufstapel. In: Wikipedia. Page Version ID: 210008829. 20. März 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Aufrufstapel&oldid=210008829 (besucht am 13.08.2022).

- Ausdruck (Programmierung). In: Wikipedia. Page Version ID: 212957642. 14. Juni 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Ausdruck_(Programmierung)&oldid=212957642 (besucht am 13.08.2022).
- Backus-Naur-Form. In: Wikipedia. Page Version ID: 223748201. 16. Juni 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Backus-Naur-Form&oldid=223748201 (besucht am 13.08.2022).
- Bezeichner. In: Wikipedia. Page Version ID: 201100315. 18. Juni 2020. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Bezeichner&oldid=201100315 (besucht am 13.08.2022).
- Bootstrapping (compilers). In: Wikipedia. Page Version ID: 1107502446. 30. Aug. 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Bootstrapping_(compilers)&oldid=1107502446 (besucht am 13.08.2022).
- Chomsky-Hierarchie. In: Wikipedia. Page Version ID: 225920254. 5. Sep. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Chomsky-Hierarchie&oldid=225920254 (besucht am 13.08.2022).
- Compiler. In: Wikipedia. Page Version ID: 225542576. 22. Aug. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Compiler&oldid=225542576 (besucht am 13.08.2022).
- Control flow analysis. In: Wikipedia. Page Version ID: 1070083426. 5. Feb. 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Control_flow_analysis&oldid=1070083426 (besucht am 13.08.2022).
- Cross compiler. In: Wikipedia. Page Version ID: 1095178458. 26. Juni 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Cross_compiler&oldid=1095178458 (besucht am 13.08.2022).
- Deklaration (Programmierung). In: Wikipedia. Page Version ID: 224245160. 5. Juli 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Deklaration_(Programmierung)&oldid=224245160 (besucht am 13.08.2022).
- Earley parser. In: Wikipedia. Page Version ID: 1090848932. 31. Mai 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Earley_parser&oldid=1090848932 (besucht am 15.08.2022).
- Entartung (Informatik). In: Wikipedia. Page Version ID: 215501841. 11. Sep. 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Entartung_(Informatik)&oldid=215501841 (besucht am 13.08.2022).
- Evaluation strategy. In: Wikipedia. Page Version ID: 1109984435. 12. Sep. 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Evaluation_strategy&oldid=1109984435 (besucht am 13.08.2022).
- Funktionsprototyp. In: Wikipedia. Page Version ID: 196075270. 22. Jan. 2020. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Funktionsprototyp&oldid=196075270 (besucht am 13.08.2022).
- Graph coloring. In: Wikipedia. Page Version ID: 1110085555. 13. Aug. 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Graph_coloring&oldid=1110085555 (besucht am 13.08.2022).
- Imperative Programmierung. In: Wikipedia. Page Version ID: 219505017. 24. Jan. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Imperative_Programmierung&oldid=219505017 (besucht am 13.08.2022).

- Interpreter. In: Wikipedia. Page Version ID: 223748000. 16. Juni 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Interpreter&oldid=223748000 (besucht am 13.08.2022).
- Kontextfreie Grammatik. In: Wikipedia. Page Version ID: 213960399. 17. Juli 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Kontextfreie_Grammatik&oldid=213960399 (besucht am 13.08.2022).
- Kontrollfluss. In: Wikipedia. Page Version ID: 210777251. 10. Apr. 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Kontrollfluss&oldid=210777251 (besucht am 13.08.2022).
- Kontrollflussgraph. In: Wikipedia. Page Version ID: 221536594. 27. März 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Kontrollflussgraph&oldid=221536594 (besucht am 13.08.2022).
- Label (Programmierung). In: Wikipedia. Page Version ID: 218756487. 3. Jan. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Label_(Programmierung)&oldid=218756487 (besucht am 13.08.2022).
- Lexical analysis. In: Wikipedia. Page Version ID: 1104772145. 16. Aug. 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Lexical_analysis&oldid=1104772145 (besucht am 13.08.2022).
- Linker (Computerprogramm). In: Wikipedia. Page Version ID: 225065452. 4. Aug. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Linker_(Computerprogramm)&oldid=225065452 (besucht am 13.08.2022).
- Literal. In: Wikipedia. Page Version ID: 216440695. 17. Okt. 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Literal&oldid=216440695 (besucht am 13.08.2022).
- LL(k)-Grammatik. In: Wikipedia. Page Version ID: 143824732. 7. Juli 2015. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=LL(k)-Grammatik&oldid=143824732 (besucht am 13.08.2022).
- Maschinensprache. In: Wikipedia. Page Version ID: 223307867. 31. Mai 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Maschinensprache&oldid=223307867 (besucht am 13.08.2022).
- Mehrdeutige Grammatik. In: Wikipedia. Page Version ID: 115943783. 27. März 2013. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Mehrdeutige_Grammatik&oldid=115943783 (besucht am 13.08.2022).
- Metasprache. In: Wikipedia. Page Version ID: 202231184. 26. Juli 2020. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Metasprache&oldid=202231184 (besucht am 13.08.2022).
- Metasyntax. In: Wikipedia. Page Version ID: 1082973684. 16. Apr. 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Metasyntax&oldid=1082973684 (besucht am 13.08.2022).
- 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).
- Objektcode. In: Wikipedia. Page Version ID: 194427842. 27. Nov. 2019. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Objektcode&oldid=194427842 (besucht am 13.08.2022).
- Operatorrangfolge. In: Wikipedia. Page Version ID: 223157277. 25. Mai 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Operatorrangfolge&oldid=223157277 (besucht am 13.08.2022).

- Parser. In: Wikipedia. Page Version ID: 225991691. 8. Sep. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Parser&oldid=225991691 (besucht am 13.08.2022).
- Pipes und Filter. In: Wikipedia. Page Version ID: 213086457. 18. Juni 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Pipes_und_Filter&oldid=213086457 (besucht am 04.09.2022).
- Prozedurale Programmierung. In: Wikipedia. Page Version ID: 214023278. 19. Juli 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Prozedurale_Programmierung&oldid=214023278 (besucht am 13.08.2022).
- Recognizer. In: Wikipedia. Page Version ID: 216435306. 17. Okt. 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Recognizer&oldid=216435306 (besucht am 13.08.2022).
- Register allocation. In: Wikipedia. Page Version ID: 1104778380. 16. Aug. 2022. URL: https://en.wikipedia.org/w/index.php?title=Register_allocation&oldid=1104778380 (besucht am 13.08.2022).
- Reguläre Grammatik. In: Wikipedia. Page Version ID: 210508085. 3. Apr. 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Regul%C3%A4re_Grammatik&oldid=210508085 (besucht am 13.08.2022).
- Rekursiver Abstieg. In: Wikipedia. Page Version ID: 217102237. 8. Nov. 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Rekursiver_Abstieg&oldid=217102237 (besucht am 13.08.2022).
- Semantik. In: Wikipedia. Page Version ID: 225429979. 18. Aug. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Semantik&oldid=225429979 (besucht am 13.08.2022).
- Strukturierte Programmierung. In: Wikipedia. Page Version ID: 212983400. 15. Juni 2021. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Strukturierte_Programmierung&oldid=212983400 (besucht am 13.08.2022).
- Symboltabelle. In: Wikipedia. Page Version ID: 118290830. 7. Mai 2013. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Symboltabelle&oldid=118290830 (besucht am 13.08.2022).
- Variable (Programmierung). In: Wikipedia. Page Version ID: 225592766. 24. Aug. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Variable_(Programmierung)&oldid=225592766 (besucht am 13.08.2022).
- Wortproblem (Berechenbarkeitstheorie). In: Wikipedia. Page Version ID: 220669412. 28. Feb. 2022. URL: https://de.wikipedia.org/w/index.php?title=Wortproblem_(Berechenbarkeitstheorie) &oldid=220669412 (besucht am 13.08.2022).