



HOCHSCHULE FÜR ANGEWANDTE  
WISSENSCHAFTEN HOF

SEMINARARBEIT

**Aufbau und Funktionsweise eines  
Prozessors**

*Marco Vogel*

unter Aufsicht von  
Stefan Müller

4. Januar 2018

# Inhaltsverzeichnis

<b>1</b>	<b>Motivation</b>	<b>1</b>
<b>2</b>	<b>Zahlensysteme</b>	<b>1</b>
2.1	Allgemeines . . . . .	1
2.2	Binäre Darstellung von Zahlen . . . . .	2
2.2.1	Vorzeichenlose Binärzahlen . . . . .	2
2.2.2	Zweierkomplement . . . . .	3
<b>3</b>	<b>Prozessorarchitekturen</b>	<b>5</b>
3.1	Von-Neumann Architektur . . . . .	5
3.2	Harvard Architektur . . . . .	7
3.3	CISC-Prozessoren . . . . .	7
3.4	RISC-Prozessoren . . . . .	8
<b>4</b>	<b>Aufbau und Funktion</b>	<b>11</b>
4.1	Register . . . . .	11
4.1.1	Aufbau . . . . .	11
4.1.2	Universalregister . . . . .	14
4.1.3	Spezialregister . . . . .	14
4.2	Steuerwerk . . . . .	15
4.3	Arithmetisch Logische Einheit . . . . .	15
4.4	Bussysteme . . . . .	19
<b>5</b>	<b>Speicherverwaltung</b>	<b>21</b>
5.1	Paging . . . . .	21
5.2	Cache . . . . .	22
5.2.1	Cacheorganisation . . . . .	24
5.2.2	Ersetzungsstrategien . . . . .	24

<b>6</b>	<b>Programmablauf</b>	<b>26</b>
6.1	Schleifen . . . . .	26
6.2	Subroutinen . . . . .	28
<b>7</b>	<b>Interrupts</b>	<b>31</b>
<b>8</b>	<b>Pipelines</b>	<b>34</b>
<b>9</b>	<b>Planung und Entwurf eines Prozessors</b>	<b>41</b>
9.1	Befehlsbreite . . . . .	41
9.2	Befehlssatz . . . . .	42
<b>10</b>	<b>Implementierung eines Prozessors in Logisim</b>	<b>45</b>
10.1	Logisim . . . . .	45
10.2	Prozessor Komponenten . . . . .	46
10.3	Entwicklung und Ausführung eines Programmes . . . . .	51
	<b>Abbildungsverzeichnis</b>	<b>56</b>
	<b>Tabellenverzeichnis</b>	<b>57</b>
	<b>Quellcodeverzeichnis</b>	<b>58</b>
	<b>Literaturverzeichnis</b>	<b>59</b>

# 1 Motivation

## 2 Zahlensysteme

### 2.1 Allgemeines

Das für Menschen geläufige Zahlensystem ist das Dezimalsystem. Das bedeutet, dass Zahlen mit folgender Formel gebildet werden:

$$Z = \sum_{i=0}^{n-1} a_i * 10^i \quad [1]$$

Die Dezimalzahl 135 wird mit dieser Formel wie folgt gebildet:

$$Z = 1 * 10^2 + 3 * 10^1 + 5 * 10^0 = 135$$

Die Basis der Wertepotenz spiegelt das Zahlensystem wieder, welches dargestellt wird. Deshalb ist die Formel für die Zahl  $Z$  mit Basis  $B$  im Allgemeinen darstellbar als

$$Z = \sum_{i=0}^{n-1} a_i * B^i \quad [1]$$

Das dezimale Zahlensystem ist für Menschen sehr intuitiv zu verstehen. Da wir zehn Finger haben, können wir optimal mit diesem Dezimalsystem zählen. Für Computer ist dieses Zahlensystem allerdings ungeeignet. Ein Prozessor besteht aus vielen kleinen Transistoren. Diese können entweder Strom fließen lassen oder nicht. Somit bietet sich ein Zahlensystem an, welches nur zwei Zustände kennt: AN und AUS. Strom kann fließen oder Strom kann nicht fließen. Der deutsche Mathematiker Gottfried Wilhelm Leibniz entwickelte die Dyadik; die Darstellung von Zahlen durch 1 und 0. Diese Darstellungsform ist für Prozessoren optimal geeignet, da sie selbst ebenfalls nur zwei Zustände kennen.[1].

## 2.2 Binäre Darstellung von Zahlen

Zahlen im Dualsystem können vorzeichenlos und vorzeichenbehaftet dargestellt werden.

### 2.2.1 Vorzeichenlose Binärzahlen

Vorzeichenlose Binärzahlen können mittels folgender Formel gebildet werden:

$$Z = \sum_{i=0}^{N-1} a_i * 2^i$$

Die Dezimalzahl 135 würde dann im Dualsystem dem Bitmuster 10000111 entsprechen, dargestellt durch folgende Konvertierung:

$$10000111b = 1*2^7 + 0*2^6 + 0*2^5 + 0*2^4 + 0*2^3 + 1*2^2 + 1*2^1 + 1*2^0 = 128 + 4 + 2 + 1 = 135d$$

Prozessoren haben immer eine begrenzte Anzahl an Bits zur Verfügung mit denen sie arbeiten können. In den Anfängen der Prozessorentwicklung waren 8 bzw. 16 Bit Prozessoren üblich. Das bedeutet, dass ein Prozessor mit 8 bzw 16 Bit breiten Daten rechnen kann. Durch diese Limitation der Bitbreite können ungewollte Probleme beim Rechnen mit Dualzahlen auftreten. So kann es während der Ausführung mit vorzeichenlosen Zahlen zu einem Überlauf kommen. Ein Überlauf tritt auf, wenn zum Beispiel auf einer 8-Bit CPU<sup>1</sup> die Operation 255+1 ausgeführt wird.

Übertrag	Binär	Dezimal
-	11111111b	255d
-	00000001b	+1d
1	00000000b	256d
Ergebnis:	00000000b	0d

Tabelle 1: Rechnung mit Übertrag

In Tabelle 1 ist diese Rechnung zur Veranschaulichung abgebildet. Aufgrund der Bitbreite des Prozessors von 8-Bit ist die größte darstellbare Binärzahl welche dieser verar-

<sup>1</sup>CPU = Central Processing Unit = Prozessor

beiten kann dargestellt durch acht Einsen ( $1111111b = 255d$ )<sup>2</sup>. Nun wird allerdings in Tabelle 1 diese Zahl inkrementiert<sup>3</sup>. Der Prozessor wird am Ende dieser Operation den Wert null als Ergebnis speichern. Der Grund dafür ist in der letzten Zeile der Tabelle 1 ersichtlich. Die Rechenoperation  $255+1d$  ergibt 256. Diese Zahl wird im Binärsystem mit 9-Bit dargestellt.

$$256d = 1 * 2^8 + 0 * 2^7 + 0 * 2^6 + 0 * 2^5 + 0 * 2^4 + 0 * 2^3 + 0 * 2^2 + 0 * 2^1 + 0 * 2^0 = 100000000b$$

Der Prozessor speichert nur 8 Bit als Ergebnis. Deshalb werden die ersten 8 Bit des Ergebnisses ( $00000000b$ ) gespeichert und die Rechnung ist fehlerhaft. Diese Rechenoperation würde in der CPU das Carry Flag (Übertragsbit)<sup>4</sup> setzen um dem Programmierer darauf hinzuweisen, dass die letzte Operation falsche Ergebnisse geliefert hat.

### 2.2.2 Zweierkomplement

Mit vorzeichenlosen Dualzahlen können allerdings keine negativen Werte abgebildet werden. Diese Eigenschaft bieten vorzeichenbehaftete Dualzahlen. Eine Dualzahl  $Z$  im sogenannten Zweierkomplement wird folgendermaßen gebildet:

$$Z = -a_{N-1} * 2^{N-1} + \sum_{i=0}^{N-2} a_i * 2^i$$

Die Formel kann zu Erklärungszwecken in zwei Teile gegliedert werden. Zum einen in den ersten Teil  $-a_{N-1} * 2^{N-1}$ , das Vorzeichenbit. Dieser sagt aus, dass das höchstwertige Bit einer vorzeichenbehafteten Zahl negativ gewertet wird. Zum anderen der hintere Teil  $\sum_{i=0}^{N-2} a_i * 2^i$ , dieser ist bereits aus der Erzeugung von vorzeichenlosen Dualzahlen bekannt. Die Bits werden nach ihrer Position gewichtet und ihre Wertigkeit aufaddiert. Die Zahl  $10000111b$  im Zweierkomplement wird also wie folgt interpretiert:

$$10000111b = -1 * 2^7 + 0 * 2^6 + 0 * 2^5 + 0 * 2^4 + 0 * 2^3 + 1 * 2^2 + 1 * 2^1 + 1 * 2^0 = -128 + 4 + 2 + 1 = -121d$$

<sup>2</sup>Die Buchstaben am Ende der Zahlen zeigen das benutzte Zahlensystem. D.h. d = Dezimal, b = Binär, h = Hexadezimal

<sup>3</sup>inkrementiert = um eins erhöht

<sup>4</sup>Auf die Flags und ihre Bedeutung wird in Kapitel 4.3 näher eingegangen

Bei den vorzeichenlosen Dualzahlen konnte es, wie oben beschrieben, zu einem Übertrag kommen, wenn der darstellbare Zahlenbereich überschritten wurde. Ein ähnliches Verhalten besitzen Zahlen im Zweierkomplement, allerdings kommt es zu einem Überlauf statt einem Übertrag.

Überlauf	Binär	Dezimal
-	01111111	127
-	00000001	+1
Ja	10000000	-128
Ergebnis:	10000000	-128

Tabelle 2: Rechnung mit Überlauf

Zur Erklärung soll ein 8-Bit Prozessor die Rechnung  $127+1$  durchführen (siehe Tabelle 2). Hier wird nun nicht 128 als Ergebnis geliefert, sondern -128. Dies geschieht aufgrund der Interpretation von vorzeichenbehafteten Dualzahlen. Da das vorderste Bit gesetzt ist, interpretiert der Prozessor die Wertigkeit mit -128 statt 128, und da die restlichen sieben Bit null sind wird das Ergebnis als -128 interpretiert.

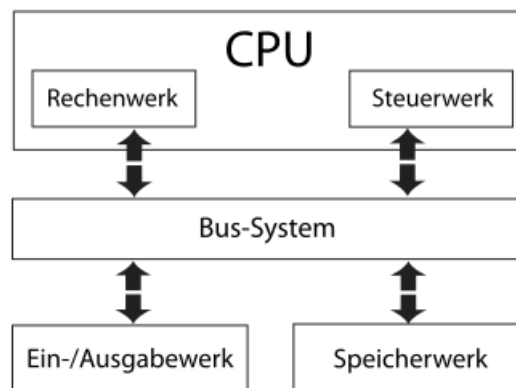
## 3 Prozessorarchitekturen

Prozessoren besitzen immer einen eigenen, meist einzigartigen Aufbau. Allerdings haben sich im Laufe der Entwicklung einige Architekturmerkmale ausgeprägt, welche die Prozessoren verbindet. Ziel dieser Architekturen ist es stets, die Ausführungsgeschwindigkeit eines Programmes zu steigern.

### 3.1 Von-Neumann Architektur

Die Von-Neumann Architektur ist nach dem Mathematiker John von Neumann benannt. Er hat 1945 in dem Bericht "First Draft of a Report on the EDVAC" das Prinzip erstmals beschrieben. Die Von-Neumann Architektur besteht grundlegend aus folgenden Komponenten [2] (siehe Abbildung ??):

- CPU
- Speicherwerk
- Ein-/Ausgabewerk
- Bus-System



Quelle:

[https://de.wikipedia.org/wiki/Von-Neumann-Architektur#/media/File:Von-Neumann\\_Architektur.svg](https://de.wikipedia.org/wiki/Von-Neumann-Architektur#/media/File:Von-Neumann_Architektur.svg)  
caption{KomponentenVon-NeumannArchitektur}\label{fig:vonNeumann}



Bevor John von Neumann dieses Architekturprinzip beschrieben hatte, musste für eine bestimmte Aufgabe ein speziell darauf ausgelegter Rechner entworfen und gebaut werden. Mit der Von-Neumann Architektur war das nicht mehr nötig. Es konnten verschiedene Programme auf dem gleichen Prozessor ausgeführt werden. Diese Funktion gab dem Prinzip den Namen "programmgesteuerter Universalrechner (Stored-Program Machine)" [3]. Ein sehr zentrales Prinzip dieser Architektur ist die Speicherung von Programmcode und Daten im gleichen Speicher. Das führt allerdings auch zu dem Problem, dass die CPU nicht selbstständig unterscheiden kann ob geladenene Bytes Programmcode oder Daten enthalten. Diese Unterscheidung muss also der Programmierer vornehmen. Außerdem kann mit dieser Architektur zu jedem Takt nur jeweils Daten oder Code geladen werden und somit nur ein Befehl ausgeführt werden. Dieser Umstand erfordert einen speziellen Programmablauf der CPU, den so genannten Von-Neumann Zyklus. Dieser besteht aus den folgenden fünf Schritten welche nacheinander ablaufen.

1. Befehl laden
2. Befehl dekodieren
3. Operanden laden
4. Befehl ausführen
5. Instruction Pointer (IP) inkrementieren

Im ersten Schritt wird aus dem Speicher der abzuarbeitende Befehl in das Befehlsregister geladen. Daraufhin wird im zweiten Schritt der Befehl vom Befehlsdekodierer verarbeitet und die nötigen Steuersignale an die CPU Komponenten weitergeleitet. Dann werden die Operanden welche für den Befehl benötigt werden geladen. Im vierten Schritt wird der Befehl schließlich von der ALU ausgeführt. Im letzten Schritt wird der Befehlszähler (Instruction Pointer - IP) inkrementiert, damit er im nächsten Zyklus bereits die Adresse des nächsten auszuführenden Befehls enthält [4].

### 3.2 Harvard Architektur

Die Harvard Architektur ist eine abgewandelte Form der Von-Neumann Architektur. Der größte Unterschied besteht in der Verwaltung von Code- und Datensegment in separaten Speichern.

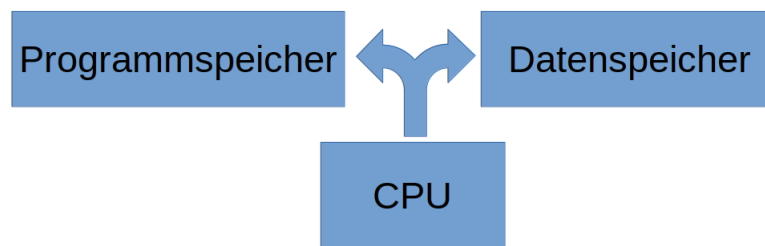


Abbildung 1: Harvard-Architektur

Quelle: Eigene Darstellung

Diese Konzeption hat den Vorteil, dass im Gegensatz zur Von-Neumann Architektur Befehle und Daten gleichzeitig geladen werden können. Um diesen Vorteil ausnutzen zu können, benötigt ein Harvard Rechner allerdings auch getrennte Daten und Adressbusse.

In modernen x86 Prozessoren ist eine klare Unterscheidung zwischen Von-Neumann und Harvard Architektur nur schwer möglich. So zeigen sich eine aktuelle CPU dem Entwickler zwar als pure Von-Neumann Maschine, also mit gemeinsamen Code und Datenspeicher (RAM); allerdings besitzen sie intern einen getrennten Level-1 Cache für Instruktionen und Daten. Die beiden Architekturprinzipien haben jeweils Vor- und Nachteile, wobei in modernen Prozessoren beide Konzepte verwendet werden um maximale Leistung zu erzielen.

### 3.3 CISC-Prozessoren

Neben den beiden vorherigen CPU-Architekturen gibt es noch zwei weitere Designphilosophien für die Entwicklung von Prozessoren welche sich geschichtlich ergeben haben.

In den Anfängen der Prozessorentwicklung gab es einige Faktoren, welche berücksichtigt werden mussten. So wurden Prozessoren bis in die 1970'er Jahre oft in Assembler programmiert. Assemblersprache ist die hardwarenäheste Methode um Programme für Prozessoren zu schreiben. Sie setzt das genaue Wissen über den Befehlssatz der CPU voraus. Jeder Assemblerbefehl wird in genau einen Maschinenbefehl übersetzt und dann von dem Prozessor ausgeführt. Das macht das Entwickeln in Assemblersprache sehr aufwendig. Um Entwicklern für jeden möglichen Anwendungsfall einen einzelnen Assemblerbefehl zur Verfügung stellen zu können, begannen Prozessorhersteller, immer spezialisiertere Befehle in den Befehlssatz zu integrieren. Diese Befehle beinhalteten oft mehrere Unterschritte, zum Beispiel das Lesen aus dem Speicher und dem Verrechnen zweier Variablen. Damit ein Entwickler diese Zwischenschritte nicht eigenständig ausführen muss wurden sie fest in den Prozessor integriert. Ein mehrstufiger Befehl wird von CISC<sup>5</sup>-Prozessoren in so genannten Mikrocode aufgeteilt welcher dann die einzelnen Schritte ausführt. Beispielsweise beinhaltete der Intel 486 Befehlssatz einen Befehl "CMPXCHG *dest, src*" [5, S.172f]. Dieser vergleicht den Inhalt des Akkumulators<sup>6</sup> mit *dest*. Wenn die beiden Werte gleich sind wird der Akkumulator mit *src* geladen, andernfalls mit *dest*. An diesem Befehl ist zu erkennen, dass mehrere Zwischenschritte benötigt werden. Erst wird der Akku mit *dest* verglichen und dann, je nach Ergebnis des Vergleiches, ein neuer Wert in den Akkumulator geladen. Diese Unterschritte wird mittels Mikrocode beschrieben, welcher fest in den Prozessor integriert ist. Dieses Konzept ermöglichte es, kompaktere Programme in Assemblersprache zu verfassen. So wuchs der Befehlssatz der Prozessoren immer weiter an und wurde komplexer. Entwickler konnten zwar kompakte Programme schreiben aber mussten für jeden Befehl die genaue Funktion kennen um keinen Fehler zu machen.

### 3.4 RISC-Prozessoren

Mehrere Faktoren führten dazu, dass die CISC-ISA<sup>7</sup> einige Nachteile entwickelte, weshalb die RISC-ISA (Reduced Instruction Set Computer) entwickelt wurde.

---

<sup>5</sup>CISC = Complex-Instruction-Set-Computer

<sup>6</sup>Der Akkumulator ist ein Register. Mehr zu Registern in Kapitel 4.1

<sup>7</sup>ISA = Instruction Set Architecture = Prozessorarchitektur

Studien haben in den 1980'er Jahren gezeigt, dass 25% der Befehle eines CISC-Prozessors 95% der Ausführungszeit ausmachen [6]. Das bedeutet, dass Programme den komplexen Befehlssatz, welche eine CISC CPU bot, gar nicht ausnutzten und nur die simplen Befehle verwendeten. [7]

Ein weiterer Grund für die Entwicklung der RISC Computer war, dass die Programmierung eines Prozessors in Assemblersprache keine Notwendigkeit mehr darstellte. Mit dem Auftreten der ersten Hochsprachen, insbesondere C, und ihren Compilern, mussten Programmierer nicht mehr den Befehlssatz eines Prozessors kennen. Die Compiler wandelten den Programmcode der Hochsprache erst in Assembler und daraufhin in eine maschinenlesbare Form um. Durch diese Abstraktionsschicht zwischen Prozessor und Entwickler war die kompakte Struktur von Assemblerbefehlen nicht weiter ein Entwicklungsfaktor für Prozessoren.

Daraus hat sich dann das RISC Konzept entwickelt. RISC bedeutet "Reduced Instruction Set Computer" und bedeutet frei übersetzt "Prozessor mit reduziertem Befehlssatz". Im Gegensatz zu den vorher genannten Punkten verfolgt dieser Ansatz andere Ziele. Der Befehlssatz ist auf die wesentlichen Instruktionen beschränkt. Während CISC Befehlssätze oft 200 oder mehr Befehle beinhalten, sind in RISC Befehlssätzen meist 100 oder weniger Befehle vorhanden [3, S. 85].

Außerdem wird auf die Mikroprogrammierung verzichtet. Es werden also nicht mehr die Befehle aus dem Befehlsspeicher intern in Mikrobefehle dekodiert. Das spart auf dem Chip Fläche, da der Dekodierer keine komplexen Aufgaben mehr hat. Alle Befehle sind fest im Prozessor implementiert.

RISC-Prozessoren sollten einfach als skalare Architektur implementiert werden können. Skalar bedeutet, dass mit jedem Takt ein Befehl abgearbeitet wird. Während bei CISC-Prozessoren ein Befehl in mehrere Mikrobefehle dekodiert werden muss, wird dies bei RISC vermieden. Jeder geladene Befehl wird dekodiert und spricht genau eine Hardwareeinheit an. Komplexe Befehle wie die bereits genannte CMPXCHG Instruktion werden nicht mehr unterstützt. Stattdessen werden die einzelnen Schritte als separate Assemblerbefehle kodiert.

Eine weitere Eigenschaft der RISC Philosophie ist die Kommunikation mit dem Hauptspeicher nur über Load und Store Befehle. Wenn eine Variable aus dem Hauptspeicher benötigt wird muss diese erst mit dem LOAD-Befehl in ein Register geladen werden. Durch den großen Registersatz kann diese Variable dann lange in einem Register gespeichert werden. Dadurch wird die Anzahl der Zugriffe auf den Hauptspeicher reduziert, was die Ausführungszeit senkt. In CISC Prozessoren kann eine Variable direkt mit Adresse im Hauptspeicher ohne Registereinladung verwendet werden, aber dieser komplexe Befehl muss in Microcode umgewandelt werden und benötigt bei jeder Ausführung viele Taktzyklen.[1, S.102]

Da der Speicherzugriff auch in modernen Prozessoren eine zeitkritische Komponente des Funktionsmodells ist besitzen RISC Prozessoren einen sehr großen Registersatz, üblicherweise 16 oder mehr Register. Das ermöglicht einem Programm, viele seiner Variablen in den Registern zu halten um Hauptspeicherzugriffe zu vermeiden. Hier sind allerdings die Compiler der Programmiersprachen in der Pflicht, optimierten Binärcode für RISC Prozessoren zu generieren. Alle beschriebenen Vorteile erübrigen sich, wenn sie von den Compilern nicht unterstützt werden. Der große Registersatz muss vom Compiler auch verwendet werden, da sonst Speicherzugriffe ähnlich oft auftreten wie bei den CISC Prozessoren. [1, S.102]

Moderne Prozessoren sind meist CISC Prozessoren. Mit RISC-V existiert aber ein Projekt welches die Absicht hat wieder moderne und konkurrenzfähige RISC Prozessordesigns zu entwickeln und als freie ISA zur Verfügung zu stellen.

## 4 Aufbau und Funktion

### 4.1 Register

Register sind die schnellste Speichereinheit innerhalb einer CPU. Prozessoren besitzen eine vielfach höhere Ausführungsgeschwindigkeit als Arbeitsspeicher. Die CPU müsste ohne Register viele Taktzyklen auf Daten warten bevor sie diese verarbeiten könnte. Register bieten deshalb die Möglichkeit, sehr kleine Datenmengen mit einer sehr geringen Latenz prozessorintern lesen und schreiben zu können. Übliche Registergrößen sind 8,16,32 oder 64 Bit.[1] Sie werden aus Flip-Flops aufgebaut welche jeweils genau ein Bit speichern können. Das heißt ein 64 Bit Register besteht aus 64 gemeinsam gesteuerten Flip-Flops.[1] Diese Art der Datenspeicherung hat allerdings auch einige Nachteile. So verbrauchen Register sehr viel Energie und Platz auf dem Prozessorchip. Es wird deshalb sehr wenig Registerspeicher in Prozessoren verbaut.

#### 4.1.1 Aufbau

Register bestehen aus so genannten Flip-Flops. Diese Schaltungen können genau ein Bit speichern.

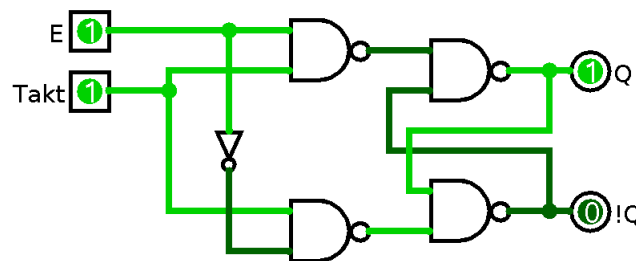


Abbildung 2: Schaltnetz D-Flip-Flop

In Abbildung 2 ist das Schaltnetz eines D-Flip-Flops dargestellt. Es ist aus 4 NAND Gattern aufgebaut und speichert den Wert des Eingangs (E) wenn der Takt auf 1 steht. Ein NAND Gatter ist ein UND Gatter dessen Ausgang negiert wird. Der Ausgang

eines AND-Gatters ist 1 wenn alle Eingänge ebenfalls 1 sind. Umgekehrt gilt, wenn alle Eingänge eines NAND-Gatters auf 1 stehen so wird der Ausgang den Wert 0 besitzen.[8, S.12-14]

Eingang 1	Eingang 2	AND	NAND
0	0	0	1
0	1	0	1
1	0	0	1
1	1	1	0

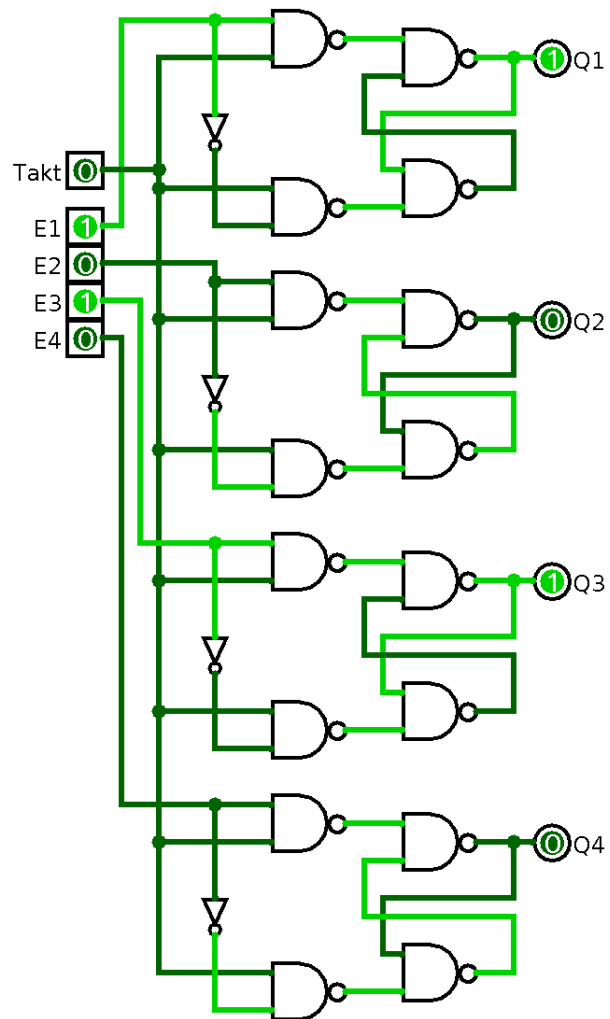
Tabelle 3: Schaltregeln AND und NAND Gatter

In Tabelle 3 sind die Schaltregeln für ein AND und NAND Gatter dargestellt. Ein FlipFlop kann allerdings nur ein Bit speichern, deshalb werden für ein Register mehrere Flip-Flops zusammengeschaltet und agieren damit als gemeinsamer Speicher. In Abbildung 3 auf Seite 13 sind vier solcher D-Flip-Flops zu einem 4-Bit Register verbunden worden. Aktuelle Prozessoren besitzen meist mindestens 64-Bit Register oder sogar mehr<sup>8</sup>. Durch die hohe Anzahl an benötigten Gattern ergibt sich ein sehr hoher Stromverbrauch und eine beachtliche Wärmeentwicklung. Aus diesem Grund sind Register die kleinste, aber dafür schnellste, Speichereinheit in einem Prozessor.

---

<sup>8</sup>Mit dem Intel AVX Befehlssatz wurde die Breite der SIMD-Register von 128 auf 256 Bit erhöht[9]

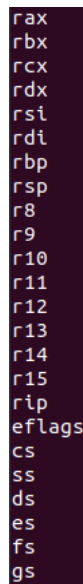
Abbildung 3: Schaltnetz 4-Bit Register





### 4.1.2 Universalregister

Es werden zwei Arten von Registergruppen unterschieden. Universalregister und Spezialregister. In einem Universalregister können beliebige Daten gespeichert werden. Sie sind einem Entwickler zugänglich, das heißt er kann auf jedes Universalregister direkt zugreifen und seinen Wert verändern.



```
rax
rbx
rcx
rdx
rsi
rdi
rbp
rsp
r8
r9
r10
r11
r12
r13
r14
r15
rip
eflags
cs
ss
ds
es
fs
gs
```

Abbildung 4: Ausgabe des GDB-Befehls "info registers"

Abbildung 4 zeigt die Register des Prozessors i7-6700HQ. Ausgenommen sind hier die Register für spezielle Befehlserweiterungen wie zum Beispiel SIMD oder AVX. Diese sind in der Regel 128 bzw. 256 Bit breit. Die Universalregister sind in Abbildung 4 mit den Namen R8 bis R15 zu sehen.

### 4.1.3 Spezialregister

Spezialregister werden von einer CPU für interne Zwecke genutzt. Oft sind in Prozessoren ähnliche Spezialregister zu finden.

Der Stack Pointer(SP) ist ein Register welcher auf die aktuelle Position des Stacks im Speicher zeigt. Der Stack ist ein Stapelspeicher, er verlangt also keine Adressierung mittels Adressen. Er wird mit den beiden Befehlen PUSH und POP angesteuert. PUSH schiebt einen Wert aus einem Register auf den Stack, POP lädt den obersten Wert in ein Register. Wenn der Befehl zur Speicherung eines Werts auf dem Stack ausgeführt wird, inkrementiert die CPU automatisch den Wert des Stack Pointers. Dadurch zeigt das Register immer auf die nächste freie Speicheradresse im Stack.

Der Instruction Pointer (IP) enthält die Adresse des nächsten Befehls im Programmspeicher der ausgeführt werden muss. Auch er wird nach der Abarbeitung eines Befehlszyklus als letzter Schritt inkrementiert. Dieses Register bietet allerdings die Möglichkeit

einen anderen Wert zu laden. Das wird zur Realisierung von Sprüngen innerhalb des Programmcodes benötigt.

Das Statusregister (SR) wird zur Ausführung von bedingten Sprunganweisungen gebraucht. Sie werden auch Flagregister genannt da die ALU, in Abhängigkeit der zuletzt ausgeführten Rechenoperation, einzelne Bits (Flags) setzen kann. Auf die einzelnen Flags und ihre Bedeutung wird im Abschnitt der ALU (siehe 4.3) näher eingegangen

## 4.2 Steuerwerk

Das Steuerwerk ist für die Steuerung von internen Bussystemen des Prozessors. Im Befehlsregister (Instruction Pointer bzw. IP) ist die Adresse des nächsten Befehls enthalten, welcher ausgeführt werden soll. Der Befehl wird von der Adresse des Befehlsregisters in den Befehlsdekodierer geladen und analysiert. Falls nötig wird der Befehl in mehrere Schritte unterteilt, die nacheinander abgearbeitet werden müssen. Ob und wie viele solcher Schritte benötigt werden, um einen bestimmten Befehl auszuführen, bestimmt zum einen die Architektur des Prozessors und zum anderen der Befehl an sich. Bei RISC Prozessoren ist keine weitere Unterteilung in mehrere Befehle notwendig, bei CISC Prozessoren besitzt der Befehlssatz sehr viel kompliziertere Befehle welche nicht in einem Takt abgearbeitet werden können. Hier wird der Befehlsdekodierer den Befehl in die nötigen Teilbefehle umwandeln und nacheinander ausführen.

Da über ein Bussystem immer nur zwei Komponenten miteinander kommunizieren können, muss das Steuerwerk die Busse für die jeweiligen Komponenten freischalten.

## 4.3 Arithmetisch Logische Einheit

Die ALU (Arithmetic Logic Unit) ist der Teil einer CPU, welcher die eigentliche Datenverarbeitung durchführt. Sie verfügt über keinen eigenen Speicher, die Ergebnisse müssen also in den Registern gespeichert werden. Die ALU ist ein Schaltwerk, welches einfache Operationen auf meist zwei Operanden ausführen kann. So kann das Rechenwerk einer CPU meistens arithmetische, logische und bitschiebende Operationen ausführen. Arithmetische Operationen umfassen Addition und Subtraktion, seltener

auch Multiplikation und Division. Addierer und Subtrahierer sind als Hardwareeinheit in die ALU integriert, wohingegen Multiplikation und Division meist algorithmisch durchgeführt werden. Die ALU alleine hat wenig Wirkung, sie obliegt der Kontrolle des Steuerwerkes. Dieses steuert, welche Operation ausgeführt wird, mit welchen Operanden sie ausgeführt wird und in welches Register das Ergebnis gespeichert werden soll.

Rechenwerke sind innerhalb eines Prozessors oft unterschiedlich aufgebaut. Sehr einfache Prozessoren besitzen häufig ein spezielles Register, in dem das Ergebnis einer ALU Operation automatisch gespeichert wird. Dieses Register wird Akkumulator genannt. Solch ein Register hat den Vorteil, dass auf die Angabe eines Zieles bei der Programmierung verzichtet werden kann, da der Ausgang der ALU fest mit dem Akkumulator verbunden ist. Des weiteren ist der Ausgang des Akkumulators fest mit einem der zwei Eingänge der ALU verbunden. Man kann sich den Akkumulator also als fest vorgealtetes Register des Rechenwerks vorstellen, in dem auch das Ergebnis gespeichert wird. Deshalb muss bei einer Rechenoperation vom Programmierer nur ein Operand angegeben werden.

**Beispiel:** Im Akkumulator befindet sich der Wert 10d und der Assemblerbefehl ADD RAX wird ausgeführt. Dann wird die ALU vom Steuerwerk angewiesen eine Addition auszuführen und übergibt als Parameter am zweiten Eingang den Wert des Registers RAX. Der erste Eingang ist mit dem Akkumulator verbunden und übergibt deshalb den Wert 10d. Das Ergebnis der Berechnung wird wiederum in den Akkumulator gespeichert und überschreibt den vorherigen Wert 10d.

Diese feste Konfiguration der ALU hat allerdings einige Nachteile, weshalb in den meisten modernen Prozessoren eine ALU implementiert ist, die mit keinem Register fest verbunden ist. Eine Rechenwerksoperation muss dann immer zwei Quellregister und ein Zielregister angeben. Diese Konfiguration ist zwar sehr flexibel in der Übergabe der Speicherorte, allerdings benötigt sie zusätzliche Schaltungslogik auf dem Chip und die Codekomplexität nimmt zu.

**Beispiel:** Bei der Ausführung des Befehls ADD RAX, RBX, RCX werden die Werte

der beiden Register RAX und RBX addiert und das Ergebnis in RCX gespeichert.

Die ALU speichert zwar das Ergebnis in dem ihr zugewiesenen Register, allerdings kann der Prozessor keine Eigenschaften der letzten Operation unterscheiden. Diese Fähigkeit wird aber benötigt, wenn der Entwickler anfordert, dass das Programm an eine andere Adresse springt, sollte das letzte Rechenergebnis 0 ergeben haben. In Hochsprachen entspricht dieser Anwendungsfall zum Beispiel einer if-Bedingung. Wenn die Bedingung erfüllt ist wird ein gesonderter Codeteil ausgeführt. Damit der Prozessor diese Bedingung prüfen kann, ist den meisten Prozessoren ein Statusregister integriert. Das Statusregister speichert nicht wie die Universalregister einen Wert ab der als Binärzahl interpretiert wird, sondern jedes Bit im Register steht für eine bestimmte Eigenschaft der vorhergehenden Rechenoperation. Diese Bits werden Flags genannt. Eine 1 bedeutet dass die letzte Operation diese Bedingung erfüllt hat, eine 0 das Gegenteil. Welche Flags ein Prozessor unterstützt und wie diese angeordnet sind unterscheidet sich von Prozessor zu Prozessor. Allerdings sind die fünf grundlegendsten Flags in fast allen Prozessoren implementiert.

**Zero-Flag (Nullbit):** Das Zero-Flag ist sehr simpel aufgebaut. Wenn das letzte Ergebnis der ALU gleich Null war wird das Bit auf 1 gesetzt, ansonsten auf 0. Mit diesem Flag lässt sich zum Beispiel die Abbruchbedingung für eine Schleife leicht prüfen. Die Anweisung:

$$\text{for}(\text{int } i = 5; i > 0; i - -)\{\}$$

wird solange durchlaufen bis das Ergebnis der ALU Operation ( $i - -$ ) gleich Null ist und damit das Zero-Flag gesetzt wird. Dann wird die Schleife abgebrochen und der Programmablauf fortgesetzt. [1, S.95]

Tabelle 4 zeigt die Nutzung des Zero-Flags zur Prüfung der Abbruchbedingung der for-Schleife.

i	Zero-Flag	Nächster Schritt
5	0	Weiter
4	0	Weiter
3	0	Weiter
2	0	Weiter
1	0	Weiter
0	1	Abbruch

Tabelle 4: Schritte der for-Schleife

**Carry-Flag (Übertragsbit):** Das Carry-Flag zeigt an, ob es bei der letzten ALU-Operation zu einem Übertrag gekommen ist. Wie in Tabelle 1 bereits dargestellt, kommt es zu einem Übertrag, wenn das Ergebnis nicht mehr korrekt mit der zur Verfügung stehenden Bitbreite dargestellt werden kann.[1, S.95]

Rechnung	Ergebnis (d)	Ergebnis (b)	Carry-Flag
253+2	255	11111111	0
253+3	256	00000000	1

Tabelle 5: Beispiele Carry-Flag

In Tabelle 5 sind beispielhaft zwei Rechenoperationen dargestellt. Es wird angenommen, dass die Operation von einer 8-Bit ALU ausgeführt wird. In der ersten Zeile wird die Summe aus 253 und 2 berechnet. Das Ergebnis kann gerade noch als 8-Bit Dualzahl dargestellt werden ( $11111111b = 255d$ ), das Carry-Bit wird deshalb nicht von der ALU gesetzt. Das Ergebnis der Rechnung in der zweiten Zeile würde neun Bits benötigen um korrekt dargestellt werden zu können ( $100000000b = 256d$ ). Da das Rechenwerk aber nur eine Breite von 8 Bit hat wird im Zielregister der Wert der ersten 8 Bit des Ergebnisses, also null gespeichert. Um diese fehlerhafte Rechnung anzuzeigen wird nun das Carry Bit im Flagregister gesetzt. Sollte der letzte ausgeführte ALU Befehl ein Schiebefehl gewesen sein, so wird das Carry Flag dazu verwendet den Wert des herausgeschobenen Bits anzuzeigen.

**Sign-Flag (Vorzeichenbit):** Das Vorzeichenbit entspricht dem MSB (most significant bit) des Ergebnisses. Das MSB ist das höchstwertige Bit einer Dualzahl.

**Overflow-Flag (Überlauf-Bit):** Diese Flag wird beim Rechnen mit Zahlen im Zweierkomplement benötigt. Es wird gesetzt, wenn bei einer Addition oder Subtraktion ein Übertrag auf das MSB stattfindet, also das höchstwertige Bit verändert wird.

Rechnung (d)	Ergebnis (Zweierkomplement)	Ergebnis (b)	Overflow-Flag
122+5	127	01111111	0
122+6	-128	10000000	1

Tabelle 6: Rechnen im Zweierkomplement mit 8-Bit Zahlen

In Tabelle 6 sind zwei Rechnungen dargestellt. Im Zweierkomplement hat eine Zahl mit  $n$  Bits folgenden darstellbaren Zahlenbereich:

$$-2^{n-1} + \dots + 2^{n-1} - 1$$

In Tabelle 6 wird mit 8-Bit Zahlen gearbeitet, also reicht der darstellbare Zahlenbereich für das Beispiel von  $-128$  bis  $+127$ . Die erste Rechnung ergibt 127, die höchste positive darstellbare Zahl im Zweierkomplement mit 8-Bit. Es kommt zu keinem Übertrag auf das MSB, also wird das Overflow Bit nicht gesetzt. In der zweiten Zeile kommt es zu einem Übertrag auf das MSB und das Ergebnis wird verfälscht, da  $+128$  nicht mehr im darstellbaren Zahlenbereich für diese Rechnung liegt. Um das falsche Ergebnis anzuzeigen wird die ALU das Overflow Bit auf 1 setzen.

## 4.4 Bussysteme

Bisher wurde der Aufbau und die Funktion der einzelnen Komponenten einer CPU erläutert, aber nicht wie die Kommunikation innerhalb eines Prozessors abläuft. Wie teilt zum Beispiel das Steuerwerk dem Rechenwerk mit, dass eine Rechnung auszuführen ist? Prinzipiell könnte jede Komponente mit jeder anderen verbunden werden. Das Steuerwerk hätte also jeweils zwei Leitungen zum Rechenwerk, Registerwerk und zum Cache, eine für jede Datentransportrichtung. Wenn alle Komponenten auf diese Weise verbunden wären ergäbe das ein enorm kompliziertes Chipdesign mit schlechter Energieeffizienz. Dazu kommt die nicht vorhandene Konnektivität zu externen Schnittstellen. Man

müsste jeden externen Baustein an alle Komponenten des Prozessors anschließen[1]. Um all diese Probleme lösen zu können, wurde der Systembus in den Prozessor eingefügt. Die Idee dahinter ist, dass alle Komponenten an einen zentralen Kommunikationskanal angeschlossen sind. Man unterteilt diesen in Datenbus, Steuerbus und Adressbus [1, S.62]. Der Vorteil dieser Architektur besteht darin, dass externe Schnittstellen sehr einfach in die Prozessorkommunikation integriert werden können. Aber auch dieses Konzept stellt gewisse Anforderungen an den Zugang zu diesem gemeinsam genutzten Systembus. Es muss sichergestellt werden, dass zu jeder Zeit nur ein Baustein senden darf, sonst kommt es zu Kollisionen auf dem entsprechenden Bus. In einem Prozessor wird diese Aufgabe von einem so genannten Busmaster übernommen. Er steuert welcher Baustein wann auf welchen Bus zugreifen und Daten senden bzw. empfangen kann.

Eine wichtige Entscheidung bei der Entwicklung eines Prozessors ist die Breite der Busse. Der Adressbus zum Beispiel limitiert mit der Breite  $n$  den möglichen adressierbaren Speicherplatz auf  $2^n$  Speicherplätze. Ein 32-Bit breiter Adressbus kann  $2^{32} = 4.294.967.296$  Speicherplätze mit jeweils 8-Bit Breite ansprechen, also etwa 4 Gigabyte. Diese Limitierung war der ausschlaggebende Grund den Adressbus zu erweitern, da 4 Gigabyte Hauptspeicher oft nicht ausreichten.

## 5 Speicherverwaltung

Am Anfang der Prozessorentwicklung war Hauptspeicher nur in kleinen Kapazitäten verfügbar. Ein Programm war häufig zu groß um komplett in den Hauptspeicher geladen zu werden. Deshalb wurden sogenannte Overlays verwendet. Wenn ein Programm geladen werden sollte, wurde ein Bereich im Hauptspeicher für Overlays reserviert. Der Programmierer musste dann sein Programm in Segmente (Overlays) unterteilen und diese während der Laufzeit nacheinander in den Hauptspeicher zur Ausführung laden. Diese Speicherverwaltungsmethode hatte aber Nachteile. Der Entwickler musste neben seinem geschriebenen Programm auch noch auf die Speicherverwaltung achten, was höheren Arbeitsaufwand verursachte. Außerdem erhöhte das ständige Nachladen von Overlays in den Speicher die Ausführungszeit erheblich. [1, S.173]

Um die Programmierer von der zeitraubenden Arbeit der manuellen Speicherverwaltung zu entlasten, hat sich das System des virtuellen Speichers etabliert. Dabei sieht der Programmierer nur einen großen zusammenhängenden Speicherbereich und muss keine Rücksicht auf die Größe des Hauptspeichers nehmen. Sollte ein Programm mehr Hauptspeicher benötigen als physisch in dem System vorhanden ist, dann wird das Betriebssystem die Daten auf ein anderes Speichermedium auslagern. Diese Technik wird Paging genannt und muss vom Betriebssystem unterstützt werden.

### 5.1 Paging

Um dieses Prinzip zu veranschaulichen ist folgendes Beispiel hilfreich. Ein Programmierer hat ein Programm geschrieben welches 4 MiByte (4096 KiByte) Arbeitsspeicher benötigt. Das System auf dem das Programm ausgeführt werden soll besitzt allerdings nur 1 MiByte (1024 KiByte) physischen Hauptspeicher. Wenn das Betriebssystem Paging unterstützt wird es folgendermaßen vorgehen. Das Betriebssystem teilt den benötigten Adressraum von 4 MiByte in vier gleich große Teile (jeweils 1024 KiByte) ein, welche einzeln in den Hauptspeicher geladen werden können. Diese Speicherfenster nennt man "Page Frames". Zum Start des Programmes wird eines der vier Pageframes in den Hauptspeicher geladen und der Rest auf einem Massenspeicher gespeichert. Die Seiten werden vom Betriebssystem in einer Seitentabelle ("Page-Table") verwaltet.



In Abbildung 5 ist dieses Beispiel dargestellt. 4 MiByte virtueller Hauptspeicher stehen zur Verfügung. Allerdings ist nur das erste Page-Frame physisch im Hauptspeicher. Die restlichen drei Page-Frames sind im Massenspeicher hinterlegt und werden bei Bedarf geladen.

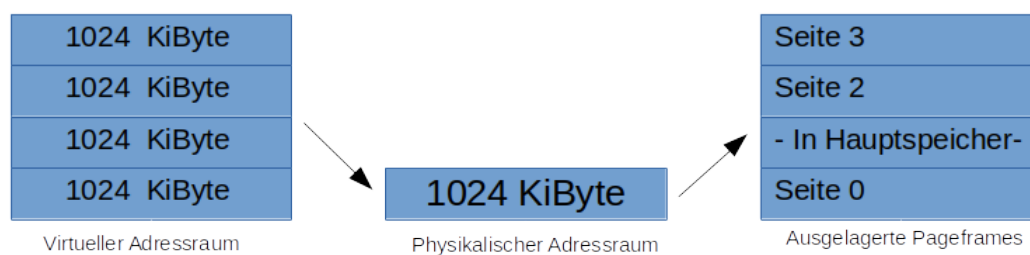


Abbildung 5: Paging

Fordert das Programm nun eine virtuelle Adresse an welche nicht im physikalischen Speicher liegt, wird die Ausnahme Seitenfehler ("Pagefault Exception") ausgelöst. Bei einer Exception wird eine Behandlungsroutine angestoßen ähnlich den Interrupts. Im Unterschied zu Interrupts wird eine Exception von der CPU selbst ausgelöst. Im Falle der Seitenfehler Ausnahme wird die Routine die Seite ("Page Frame"), welche die benötigte Adresse enthält, aus dem Massenspeicher in den Hauptspeicher laden. Paging ist ein kompliziertes Verfahren um das Zusammenspiel von virtuellen und physischen Speicher zu verwalten. Dieses Konzept in Software zu realisieren würde wie die Overlays zu viel Leistung kosten. Deshalb besitzen die meisten modernen Prozessoren einen Controller für solche Speicherverwaltungsaufgaben, die so genannte MMU ("Memory Management Unit"). [1, S.177ff]

## 5.2 Cache

Zum Beginn der Prozessorentwicklung entsprach der Speichertakt in etwa dem eines Prozessors. Allerdings zeigte sich schnell, dass der Speichertakt nicht mit dem Prozessorakt in gleichem Maße steigen kann. Der daraus entstandene Geschwindigkeitsunterschied wird auch Speichermauer ("Memory Wall") genannt [10]. Das war ein Pro-

blem für die Prozessorentwickler. Mit zunehmenden Leistungsunterschied zum Speicher muss der Prozessor mehrere Taktzyklen warten bis der Speicher auf eine Anforderung antwortet. Die Kommunikation mit Speicher ist allerdings ein elementarer Bestandteil der Funktionsweise eines Prozessors. Um diese Latenzzeiten zumindest verkürzen zu können, wurde ein weiterer Speichermechanismus zwischen Registerwerk und Arbeitsspeicher eingeführt, der Cache. Der Cache ist im Prozessor selbst verbaut und hat üblicherweise nur eine Größe von drei bis sechs Megabyte, da er sehr viel Platz und Strom verbraucht. Dafür ist er um ein vielfaches schneller als der Arbeitsspeicher. Der Cache selbst ist wiederum in meist drei Teile unterteilt. Der sogenannte Level-1-Cache ist der schnellste Speicher im Cachesystem. Er ist meistens an den Prozessortakt angeschlossen und hat deshalb eine den Registern ähnliche Latenzzeit. Gleichzeitig ist er aber auch der kleinste Speicher in der Cacheorganisation. Üblicherweise ist er zwischen 8 und 32 KByte groß. Eine Besonderheit des Level-1-Caches ist, dass er einen getrennten Daten und Instruktionsspeicher besitzt. Etwas mehr Speicherplatz bietet der Level-2-Cache. Er besitzt ca. 256 KByte Speicherplatz, wird aber mit geringerem Takt betrieben. Daraus folgen erhöhte Latenzzeiten im Gegensatz zum L1-Cache. Den größten Speicherplatz bietet der Level-3-Cache. Dieser besitzt eine Größe von etwa 6 MByte<sup>9</sup>. Der L3 Cache taktet sehr viel langsamer als der Prozessor und hat deshalb auch die höchsten Latenzzeiten innerhalb der Cacheorganisation.[11]. Hier ist noch anzumerken dass bei Mehrkernprozessoren der Level-3-Cache zwischen allen Kernen geteilt wird, wohingegen der Level-1 sowie Level-2-Cache jedem Kern exklusiv zu Verfügung steht.

L1d Cache:	32K
L1i Cache:	32K
L2 Cache:	256K
L3 Cache:	6144K

Abbildung 6: Teil der Ausgabe des Befehls "lscpu" in Ubuntu

In Abbildung 6 ist als Beispiel die Cache-Organisation eines Intel i7-6700HQ Notebookprozessors dargestellt. Gut zu sehen ist, dass der L1 Cache in einen Datenspeicher ("L1d") und einen Instruktionsspeicher ("L1i") geteilt ist.

<sup>9</sup>Diese Größen basieren beispielhaft auf einem Intel i7-6700HQ. Serverprozessoren besitzen ein vielfaches mehr Cache

Er ist also nicht imstande einen Ersatz für den Arbeitsspeicher bereitzustellen. Durch statistische Untersuchungen von Speicherzugriffen konnten allerdings bestimmte Erkenntnisse gewonnen werden. Wenn ein Prozessor Daten aus dem Arbeitsspeicher anfordert ist die Wahrscheinlichkeit groß, dass er in kommenden Speicherzugriffen Daten anfordern wird welche in der Nähe der vorher verwendeten Adresse liegt. Diesen Umstand nennt man räumliche Lokalität. Dies tritt beispielsweise ein, wenn Textdaten unfragmentiert im Arbeitsspeicher liegen. Dann wird der Prozessor mit hoher Wahrscheinlichkeit sequentiell einen ganzen Block im Arbeitsspeicher anfragen. Der Cache wird daraufhin den Datenblock aufnehmen um die Latenz der kommenden Anfragen zu verbessern.

Eine weitere Eigenschaft ist die zeitliche Lokalität des Speicherzugriffs. Wenn eine Adresse aus dem Hauptspeicher angefordert wird, so ist die Wahrscheinlichkeit höher, dass sie bald wieder benötigt wird. Solch eine Situation kann zum Beispiel bei dem Überprüfen einer Laufvariablen in einer Schleife auftreten. Anstatt die Adresse bei jedem Schleifendurchlauf aus dem langsamen Hauptspeicher zu laden, wird sie im Cache gespeichert. Der Cache Speicher ist wie der Arbeitsspeicher ein flüchtiger Speicher, er verliert also seinen gespeicherten Inhalt bei Stromverlust. Daraus folgt auch, dass er zu Beginn leer ist und sukzessive mit Einträgen gefüllt werden muss.[1, S.180-188]

### 5.2.1 Cacheorganisation

Vereinfacht dargestellt besteht der Cache aus so genannten Cachezeilen ("Cache-Lines"). Diese Cachezeilen haben eine bestimmte Blocklänge ("block size")[1, S.183]. Wenn Daten in den Cache geladen werden, dann immer in diesen festen Blöcken. Auch wenn der Prozessor nur eine Adresse aus dem Arbeitsspeicher benötigt, wird im Cache, falls nicht schon vorhanden, der ganze Block in dem sich diese Adresse befindet in eine Cachezeile gespeichert.

### 5.2.2 Ersetzungsstrategien

Wie bereits in Kapitel 5.2 beschrieben ist die Speicherkapazität von Cache-Speicher aufgrund des hohen Stromverbrauchs und Platzbedarfs sehr begrenzt. Deshalb kann

es passieren, dass der Cache voll ist und keine weiteren Einträge aufnehmen kann. Um solche Ausnahmen zu behandeln wurden verschiedene Cache-Ersetzungsstrategien implementiert. Der Fokus bei diesen Strategien liegt darauf, diejenigen Cache Zeilen zu ersetzen, welche die geringste Wahrscheinlichkeit aufweisen wieder verwendet zu werden. Es wird also immer versucht die Wahrscheinlichkeit für Cache-Treffer zu maximieren um die Wartezeit des Prozessors auf Daten oder Instruktionen zu minimieren. [1]

Die einfachste Cache Ersetzungsstrategie ist die FIFO-Ersetzung ("First In-First out"). Bei ihr wird der älteste Cache Eintrag mit dem neuesten überschrieben. Da der älteste Cache Eintrag lange nicht mehr benutzt wurde, ist stochastisch davon auszugehen, dass seine Ersetzung mit einem aktuellen Eintrag in einer erhöhten Cache-Treffer Wahrscheinlichkeit resultiert.

Eine weitere Ersetzungsstrategie ist die LFU-Ersetzung ("Least Frequently Used"). Im Gegensatz zur FIFO-Ersetzung wird hier über eine bestimmte Zeitspanne der Cache überwacht und dann die Cachezeile überschrieben, welche die geringste Nutzungszahl aufweist. Auch hier ist es wieder günstiger diese Cachezeile mit neuen Daten zu überschreiben, da die alte seltener benutzt wurde und somit der Zeitverlust beim erneuten laden aus dem Hauptspeicher vertretbar ist.

Das Zufallsprinzip erfordert im Gegensatz zur LRU-Ersetzung keine gesonderte Logik zu Bestimmung der zu löschenden Zeile. Der neue Cache-Eintrag wird einfach über eine zufällig ausgewählte Cache-Zeile geschrieben. Diese Methode mag zwar ungewöhnlich erscheinen, aber es wurde gezeigt dass das zufällige Ersetzen von Cachezeilen mit neuen Einträgen unter Umständen bessere Ergebnisse als die anderen Strategien liefern kann.[1, S.185ff] [12]

## 6 Programmablauf

### 6.1 Schleifen

Programmschleifen sind für jedes Programm von essentieller Bedeutung und in jeder modernen Programmiersprache implementiert. Ohne sie wäre kein effizienter und kompakter Programmaufbau möglich. In Hochsprachen sind zwei Grundlegende Arten von Schleifen geläufig. Zum einen die Schleifen mit festgelegter Anzahl an Durchläufen:

$$\textit{for}(\textit{int } i = 0; i < 100; i++) \{ \dots \}$$

Diese Schleife wird genau 100 mal durchlaufen bis sie abbricht. Zum anderen gibt es auch Szenarien in den die benötigte Zahl an Durchläufen nicht bekannt ist:

$$\textit{while}(\textit{"Bedingung"}) \{ \dots \}$$

Diese Schleifen werden solange durchlaufen bis die Abbruchbedingung "true" ergibt. Die gezeigten Beispiele entsprechen Schleifen in einer Hochsprache, aber wie werden diese Konstrukte auf der Hardware durch die CPU ausgeführt? Prozessoren durchlaufen grundlegend einen linearen Programmablauf. Sie holen sich den nächsten Befehl aus der Speicherzelle auf dessen Adresse der Instruction Pointer (IP) zeigt. Diesen Befehl dekodieren sie und führen ihn aus. Daraufhin wird der Wert des IP inkrementiert, damit er auf den nächsten Befehl im Speicher zeigt. Um Schleifen realisieren zu können, besitzen Prozessoren spezielle Befehle mit denen sie den Wert des IP ändern können. Diese Befehle werden Sprungbefehle ("Jump") genannt. Der Jump-Befehl lädt den Instruction Pointer mit einer angegebenen Adresse. Das bedeutet, dass der Programmablauf an der neuen Adresse weitergeführt wird. Im Grunde muss bei einer Schleife ein bestimmter Codeabschnitt immer wieder durchlaufen werden. Zur Veranschaulichung wird nun eine einfache Schleife in der Hochsprache C mit dem daraus erzeugten Assemblercode für einen Intel Prozessor verglichen. Kompiliert wurde der Code unter Ubuntu 17.10 mit dem Linux-Kernel 4.13.

```

int main(int argc , char const *argv [])
{
    unsigned int counter = 0;
    while(counter <100){
        counter++;
    }
    return 0;
}

```

Quellcode 1: C-Code für eine einfache Schleife

Das Programm welches im Codeblock 1 dargestellt ist initialisiert eine Variable counter mit dem Wert 0 und inkrementiert diesen in einer Schleife so lange bis er den Wert 100 erreicht. Der Assemblercode für dieses Programm ist folgendermaßen aufgebaut (Codeblock 2):

0x000000000000005fa	<+0>:	push	rbp
0x000000000000005fb	<+1>:	mov	rbp , rsp
0x000000000000005fe	<+4>:	mov	DWORD PTR [rbp-0x14] , edi
0x00000000000000601	<+7>:	mov	QWORD PTR [rbp-0x20] , rsi
0x00000000000000605	<+11>:	mov	DWORD PTR [rbp-0x4] , 0x0
0x0000000000000060c	<+18>:	jmp	0x612 <main+24>
0x0000000000000060e	<+20>:	add	DWORD PTR [rbp-0x4] , 0x1
0x00000000000000612	<+24>:	cmp	DWORD PTR [rbp-0x4] , 0x63
0x00000000000000616	<+28>:	jbe	0x60e <main+20>
0x00000000000000618	<+30>:	mov	eax , 0x0
0x0000000000000061d	<+35>:	pop	rbp
0x0000000000000061e	<+36>:	ret	

Quellcode 2: Assembler-Code der Schleife

Die erste Zeile ("push rbp") und die letzten beiden Zeilen ("pop rbp & ret") sind bei jeder Funktion gleich und dienen dazu, einen Bereich im Stack für das Programm zur Verfügung zu stellen und diesen nach Programmende wieder freizugeben. In Zeile 11 wird im Stack an der Adresse mit Offset 0x4 der Wert 0 gespeichert. Das entspricht der Initialisierung der Variable counter im C-Programm. Danach kommt es zu einem unbedingten Sprung. Der Instruction Pointer wird mit dem angegebenen Wert geladen und zeigt nun auf Adresse 0x612. Im nächsten Ausführungszyklus wird nun das Pro-

programm an Adresse 0x612 weiter ausgeführt. Mit diesem Sprung wird genau eine Zeile übersprungen. Diese Zeile (`main+20`) inkrementiert den Wert im Stack an der Adresse mit Offset 0x4, welche die Variable `counter` enthält. Diese Zeile wird zum Beginn des Programmes genau einmal übersprungen, da die `counter` Variable beim ersten Durchlauf der Schleife nicht inkrementiert wird, sondern erst beim zweiten Durchlauf. Das Programm wird also in Zeile 24 weiter ausgeführt. Der Befehl `cmp`<sup>10</sup> ("Compare") vergleicht nun den Wert der Variablen `counter` ("`rbp-0x4`") mit der Konstante 0x63 (99d). Da `cmp` eine ALU Operation ist wird, dieser Befehl die entsprechenden Flags im Statusregister setzen. Wenn der Befehl abgearbeitet ist, wird die Zeile 28 geladen. Der Befehl `jbe` ("Jump if below or equal") ist ein bedingter Sprung. Das heißt, es wird nur gesprungen wenn die Bedingung erfüllt ist. Daraufhin wird das Statusregister geprüft, ob das Carry-Flag (CF) oder das Zero-Flag (ZF) gesetzt ist. Wenn die ODER-Verknüpfung dieser beiden Werte 1 ergibt, wird der PC mit der angegebenen Adresse geladen, wenn sie eine 0 ergibt, wird mit dem nächsten Befehl weitergearbeitet[5, S.1060]. Die Zeile 28 entspricht also der Abbruchprüfung der Schleife (`counter < 100`). Wenn der Wert kleiner 100 ist wird in Zeile 20 gesprungen und damit die Variable inkrementiert, wenn der Wert größer oder gleich 100 ist wird das Programm in Zeile 30 weitergeführt. Da die Schleife dann beendet ist, wird das Programm beendet.

## 6.2 Subroutinen

Subroutinen sind neben den Schleifen eine der wichtigsten und elementarsten Kontrollstrukturen in der Softwareentwicklung. Den meisten Programmierern sind Subroutinen eher als Funktionen bekannt. Sie sind wie die Schleifen in jeder modernen Programmiersprache enthalten. Funktionen ermöglichen es den Programmcode übersichtlich zu gestalten und zu kapseln. Wenn ein bestimmter Algorithmus häufiger ausgeführt werden soll, kann er in eine Funktion ausgelagert werden. Dann muss der gesamte Algorithmus nicht mehrfach implementiert werden, sondern kann als Funktion aufgerufen werden. Alle modernen Prozessoren haben für die Verzweigung des Programmflusses einen eige-

---

<sup>10</sup>Der Prozessor vergleicht zwei Werte indem er sie voneinander subtrahiert und dann die entsprechenden Flags setzt (ZF,OF,SF,AF,PF,CF)[5, S.176]

nen Befehl, die sogenannte Call-Anweisung. Nach einem Call Befehl wird eine Adresse angegeben und mit dieser Adresse wird der Instruction Pointer geladen. Zur Veranschaulichung wieder ein kleines Beispiel in der Sprache C (Codeblock 3).

```
int add(int a, int b){
    return a+b;
}

int main(int argc, char const *argv[])
{
    int a = 3;
    int b = 5;
    int c = add(a, b);
    return 0;
}
```

Quellcode 3: C-Code mit Funktionsaufruf

Dieses Programm initialisiert zwei Variablen, a und b, mit int Werten. Eine dritte Variable erhält den Rückgabewert der Funktion *add*. Der Assemblercode für dieses Programm ist in Codeblock 4 auf Seite 30 zu sehen.

In der main Methode werden in Zeilen main+15 und main+22 die beiden Variablen a und b auf dem Stack initialisiert. In Zeile main+35 wird der call-Befehl vom Prozessor ausgeführt. Call ist in seiner grundlegenden Funktion dem Befehl JMP ähnlich. Beides sind unbedingte Sprungbefehle, das heißt sie laden die übergebene Adresse ohne weitere Prüfung in den IP. Der Unterschied zwischen den beiden besteht darin, dass das Programm nach dem Beenden einer Subroutine wieder an seinen Aufrufort im Hauptprogramm zurückspringt. Mit dem Aufruf des Befehls "call" wird die Rücksprungadresse 0x63a auf den Stack gespeichert. Danach wird der IP mit der Adresse 0x5fa geladen, wo sich der Startpunkt der Funktion *add* befindet. Die Funktion hat nur die Funktion die beiden übergebenen Werte zu addieren und das Ergebnis zurückzugeben. In Zeile add+16 werden die beiden Register mit den Variablen addiert. Daraufhin wird das Programm beendet. Hier wird ein Detail über Funktionsaufrufe in Assembler ersichtlich. In Hochsprachen ist es ein Entwickler gewohnt, dass eine Funktion Übergabeparameter und Rückgabeparameter besitzt. Diese Übergaben sind aber in Assembler



nicht explizit möglich. Die Parameter werden deshalb in Registern gespeichert welche vom Compiler verwaltet werden müssen. In den Zeilen 35 und 37 der `main`-Funktion werden die beiden Variablen "a" und "b" in den Registern `esi` und `edi` gespeichert. Diese beiden Register dienen nun als Übergabeparameter für die Funktion `add`. In der Funktion werden die Variablen dann erst auf dem Stack gespeichert und dann in die Register `edx` und `eax` verschoben. Diese werden daraufhin addiert und das Ergebnis wird in `eax` gespeichert. Als letzter Schritt wird die Funktion mit dem Befehl `ret` (Zeile `add+19`) beendet. Dieser Befehl lädt den Instruction Pointer wieder mit dem Wert der Rücksprungadresse welche vom `call`-Befehl auf dem Stack gespeichert wurde (0x63a).

```

-----Function main-----
0x0000000000000060e <+0>:    push    rbp
0x0000000000000060f <+1>:    mov     rbp, rsp
0x00000000000000612 <+4>:    sub     rsp, 0x20
0x00000000000000616 <+8>:    mov     DWORD PTR [rbp-0x14], edi
0x00000000000000619 <+11>:   mov     QWORD PTR [rbp-0x20], rsi
0x0000000000000061d <+15>:   mov     DWORD PTR [rbp-0xc], 0x3
0x00000000000000624 <+22>:   mov     DWORD PTR [rbp-0x8], 0x5
0x0000000000000062b <+29>:   mov     edx, DWORD PTR [rbp-0x8]
0x0000000000000062e <+32>:   mov     eax, DWORD PTR [rbp-0xc]
0x00000000000000631 <+35>:   mov     esi, edx
0x00000000000000633 <+37>:   mov     edi, eax
0x00000000000000635 <+39>:   call    0x5fa <add>
0x0000000000000063a <+44>:   mov     DWORD PTR [rbp-0x4], eax
0x0000000000000063d <+47>:   mov     eax, 0x0
0x00000000000000642 <+52>:   leave
0x00000000000000643 <+53>:   ret
-----Function Add-----
0x000000000000005fa <+0>:    push    rbp
0x000000000000005fb <+1>:    mov     rbp, rsp
0x000000000000005fe <+4>:    mov     DWORD PTR [rbp-0x4], edi
0x00000000000000601 <+7>:    mov     DWORD PTR [rbp-0x8], esi
0x00000000000000604 <+10>:   mov     edx, DWORD PTR [rbp-0x4]
0x00000000000000607 <+13>:   mov     eax, DWORD PTR [rbp-0x8]
0x0000000000000060a <+16>:   add     eax, edx
0x0000000000000060c <+18>:   pop     rbp
0x0000000000000060d <+19>:   ret

```

Quellcode 4: Assembler-Code mit Funktionsaufruf

## 7 Interrupts

Das Konzept von Interrupts ist für moderne Prozessoren von enormer Bedeutung, weshalb es in so gut wie jedem modernen Prozessor implementiert ist. Bisher wurde in dieser Arbeit nur betrachtet wie ein Prozessor intern logisch funktioniert. Allerdings muss dieser auch mit zahlreichen anderen Bausteinen auf einer Platine zusammenarbeiten um sinnvoll eingesetzt werden zu können. Eine CPU in einem Desktop PC muss beispielsweise auf Tastatureingaben und Mausbewegungen reagieren, oder auf eine Netzwerkschnittstelle welche Daten empfängt. Solche Service-Anforderungen sind von hoher Priorität, da sonst kein reibungsloser Ablauf gewährleistet werden kann. Auswirkungen können zum Beispiel sein, dass die Maus nicht auf Bewegung reagiert oder die Netzwerkschnittstelle keine Daten verarbeiten kann. Ein Problem bei solchen Anforderungen an die CPU ist, dass sie nicht vorhersehbar sind, also asynchron auftreten. Eine Mausbewegung kann zu jeder Zeit kommen genau so wie der Datenempfang an einer Netzwerkschnittstelle. [1, S.112ff]

Ein mögliches Konzept um auf diese Anforderungen zu reagieren sind so genannte Polling-Schleifen. Wenn z.B ein Datenstrom über das Netzwerk übertragen werden soll, besitzt die CPU intern ein Statusregister, welches anzeigt, ob die Netzwerkschnittstelle bereit ist das nächste Paket zu verschicken. Zeigt das Register an, dass es bereit ist, schickt die CPU das nächste Paket zu der Netzwerkschnittstelle. Da die externe Schnittstelle um ein vielfaches langsamer taktet als der Prozessor, werden viele Abfragezyklen an das Statusregister verschwendet. Dieses Verfahren ist sehr ineffizient und wird deshalb so gut wie nie verwendet. [1]

Um Service-Anforderungen effizienter durch den Prozessor bearbeiten zu können hat sich ein Verfahren namens Interruptkonzept etabliert. Ein Interrupt ("Unterbrechung") ist ein Signal, welches externe Schnittstellen an den Prozessor senden können wenn sie einen Service anfordern wollen. Im Gegensatz zu Polling-Schleifen muss der Prozessor nicht fortlaufend den Zustand der Schnittstellen abfragen, sondern kann seinen internen Programmfluss solange abarbeiten bis ein Interrupt angefordert wird. Der Prozessor benötigt für ein solches Verfahren einen separaten Interrupt-Eingang. Wenn zum Beispiel eine Taste auf der Tastatur gedrückt wurde, schickt das Betriebssystem einen

Interrupt vom Tastatur-Controller an die CPU. Der Prozessor wird daraufhin seinen Programmfluss unterbrechen und in eine spezielle Interrupt Behandlungsroutine springen.<sup>11</sup>

Im Unterschied zu Subroutinen können Interrupts jederzeit auftreten, sie sind deshalb asynchron. Das ist problematisch, da keinerlei Vorbereitungen auf die Verzweigung im Programmfluss getroffen werden können. Die ISR ("Interrupt Service Routine"), also der Programmcode welcher bei einem bestimmten Interrupt ausgeführt wird, muss aber Register- und Flagwerte verändern. Um einen reibungslosen Übergang in das unterbrochene Programm zu gewährleisten, sichern die ISR die Register- und Flagwerte zu Beginn ihrer Ausführung auf dem Stack. Sobald der Interrupt abgearbeitet ist, werden die Werte aus dem Stack wieder geladen und das Unterprogramm wird beendet. Somit kann das unterbrochene Hauptprogramm sofort weiter ausgeführt werden.

Ein Prozessor ist an mehrere externe Schnittstellen angebunden welche Interrupts auslösen können. Um die Priorität der Interrupts zu verwalten und den Prozessor zu entlasten, besitzen die meisten Interruptfähigen Prozessoren einen Interrupt-Controller. Der Aufbau und die Funktionsweise des Controllers wird im Folgenden nur oberflächlich beschrieben. Die Vektorisierung, Kaskadierung und das Daisy-Chaining von Interrupts wird hier nicht behandelt. Der Interrupt-Controller besitzt intern mehrere Register zur Verwaltung und Priorisierung von Interrupts. Das Interrupt-Masken-Register (IMR) ist dafür zuständig, die einzelnen Interrupteingänge für Interrupts freizuschalten oder zu sperren. Nur wenn im IMR das Interrupt-Freigabe-Bit für den jeweiligen Interrupt gesetzt ist, wird der Interrupt weiterverarbeitet. Das Interrupt-Request-Register (IRR) enthält die Interrupts, welche vom IMR freigeschaltet und von den externen Interruptquellen angefordert wurden. Vereinfacht kann man sich die Werte des IRR als UND-Verknüpfung zwischen den Werten der Interrupteingänge und den Werten des IMR vorstellen. Da es möglich ist, dass mehrere Interrupts gleichzeitig auftreten muss der Interrupt-Controller entscheiden welche Unterbrechung Vorrang hat. Die Entscheidung trifft der Controller auf der Basis der Werte des Prioritätenregisters. In ihm ist die Reihenfolge der Interruptabarbeitung hinterlegt. Das Prioritätenschaltznetz (PSN) wird

---

<sup>11</sup>Diese Interruptbehandlungen werden wie Subroutinen aufgerufen und wieder beendet.(siehe 6.2)

nun die Reihenfolge der Abarbeitung bestimmen indem es die Werte des IRR und des Prioritätenregisters beschreibt. Die als erstes abzuarbeitende Unterbrechung wird in das Interrupt-Service-Register (ISR) geschrieben. Das ISR zeigt also an, welcher Interrupt zur Verarbeitung an den Prozessor weitergegeben wird. [1, S.114ff]

Nahezu jeder Prozessor besitzt heutzutage einen Interruptcontroller und alle externen Schnittstellen sind interruptfähig. Dieses Konzept ist sehr effizient und die Probleme die es mitbringt werden durch den Interruptcontroller eliminiert.

## 8 Pipelines

Um die allgemeine Entwicklung der Informationsverarbeitung voranzutreiben, wurden immer schnellere Prozessoren benötigt. Hersteller haben daraufhin an mehreren Methoden geforscht die Ausführungsgeschwindigkeit der CPUs zu steigern. Ein bewährtes Mittel war stets die Erhöhung der Taktfrequenz. Der 1978 erschienene Prozessor Intel 8086 wurde mit einer Taktfrequenz von bis zu 10 MHz betrieben. Der Unterschied zu dem 1985 erschienen Intel 80386 mit bis zu 40 MHz war durch die Taktdifferenz enorm. Diese Maßnahme ist allerdings in den 2000ern an die physikalischen Grenzen gestoßen. Ab einer Taktfrequenz von etwa 3 GHz, also 3 Milliarden Zyklen pro Sekunde, verliert ein Prozessor schnell seine Energieeffizienz. Je höher die Taktrate ist, desto mehr Abwärme wird von den Leitungsbahnen erzeugt. Um die Verarbeitungsgeschwindigkeit dennoch steigern zu können wurde nach den Flaschenhälsen in den ausgeführten Programmen gesucht. Eines der Probleme war die geringe Auslastung des Prozessors während der Ausführung eines Programms. Die Befehlsausführung ist wie bereits ausgeführt in fünf Schritte unterteilt.

1. Befehl einlesen
2. Befehl dekodieren
3. Operanden einlesen
4. Befehl ausführen
5. Instruction Pointer inkrementieren (IP)

In einfachen Prozessoren benötigt jede Stufe einen Takt. Die Ausführung eines Befehls dauert also insgesamt fünf Takte. Während der Befehl zum Beispiel von der Control Unit dekodiert wird (2. Schritt), ist der Rest der Ausführungseinheiten nicht beschäftigt. Der Prozessor ist also nur zu 20% ausgelastet.

Wie in Tabelle 7 dargestellt ist, wird während der erste Befehl dekodiert wird keine weitere Verarbeitung innerhalb der CPU vorgenommen. Um diesen Flaschenhals zu beseitigen wurden Pipelines in die Befehlsverarbeitung eingeführt. Die Idee der Pipelines

Takt	Befehl einlesen	Dekodieren	Operanden lesen	Ausführen	Ergebnisse zurückschreiben
1	1. Befehl				
2		1. Befehl			
3			1. Befehl		
4				1. Befehl	
5					1. Befehl
6	2. Befehl				
7		2. Befehl			
8			2. Befehl		
9				2. Befehl	
10					2. Befehl

Tabelle 7: Befehlsausführung ohne Pipelining [1]

ist, dass sich die einzelnen Schritte der Ausführung überlappen. Wenn also der erste Befehl dekodiert wird kann zur gleichen Zeit der zweite Befehl aus dem Speicher gelesen werden und in das entsprechende Register geladen werden.

Takt	Befehl einlesen	Dekodieren	Operanden lesen	Ausführen	Ergebnisse speichern
1	1. Befehl				
2	2. Befehl	1. Befehl			
3	3. Befehl	2. Befehl	1. Befehl		
4	4. Befehl	3. Befehl	2. Befehl	1. Befehl	
5	5. Befehl	4. Befehl	3. Befehl	2. Befehl	1. Befehl
6	6. Befehl	5. Befehl	4. Befehl	3. Befehl	2. Befehl
7	7. Befehl	6. Befehl	5. Befehl	4. Befehl	3. Befehl
8	8. Befehl	7. Befehl	6. Befehl	5. Befehl	4. Befehl

Tabelle 8: Befehlsausführung mit Pipelining [1]

In Tabelle 8 ist der beispielhafte Ablauf eines Programm unter Zuhilfenahme von Pipelining dargestellt. In den ersten vier Takten sind noch immer Bereiche sichtbar, in denen keine Schritte parallelisiert werden. In dieser Zeit wird die Pipeline aufgefüllt. Nach der Beendigung des ersten Befehls ist die Pipeline vollständig gefüllt und der Prozessor beendet mit jedem Takt genau einen Befehl. Dieses Ausführungsverhalten nennt man

Skalar. Damit wäre der Prozessor zu 100% ausgelastet. Dieser Wert kann allerdings in der Praxis nicht erreicht werden, da bei dieser Art der Parallelisierung Probleme im Programmfluss auftreten.

**Datenflusskonflikte:** Dieses Problem veranschaulicht folgendes Programm mit zwei Befehlen:

```
SUB R1,R5
ADD R1,R4
```

Dieses kleine Assemblerprogramm führt bei der Ausführung auf einem Prozessor mit z.B. fünfstufiger Pipeline zu Problemen. Die Aufgabe des Programms ist es, die Inhalte der Register R1 und R5 zu subtrahieren und das Ergebnis wieder in R1 zu speichern. Daraufhin soll das Register R1 mit R5 addiert werden und das Resultat wiederum in R1 speichern. Auf einem Prozessor ohne Pipelining wird dieses Programm wie erwartet durchlaufen und am Ende steht das richtige Ergebnis in Register R1. Wird es aber innerhalb einer Pipeline ausgeführt, so ergibt sich folgendes Problem:

Takt	Befehl einlesen	Befehl dekodieren	Operanden einlesen	Ausführen	Ergebnisse speichern
1	1. Befehl				
2	2. Befehl	1. Befehl			
3		2. Befehl	1. Befehl		
4			2. Befehl	1. Befehl	
5				<b>2. Befehl</b>	<b>1. Befehl</b>
6					2. Befehl

Tabelle 9: Datenflusskonflikt Ablauf [1]

In Tabelle 9 ist der Programmablauf für die beiden Befehle abgebildet. Das Programm wird bis zum fünften Takt wie zu erwarten fehlerfrei ausgeführt. Im fünften Takt allerdings kommt es zu einem Problem. Die Logik des Programms erwartet, dass das Ergebnis der ersten Rechnung in Register R1 steht, bevor die zweite Rechnung ausgeführt wird. Hier wird aber der zweite Befehl ausgeführt und erst danach das Ergebnis der ersten Rechnung in R1 zurückgeschrieben. Die zweite Rechnung hat also R1 verwendet

bevor die erste Operation abgeschlossen wurde. Deshalb befindet sich am Ende ein falsches Ergebnis in Register R1. Dieser aufgetretene Konflikt wird als Datenflusskonflikt bezeichnet. Eine einfache Lösung für solch einen Konflikt besteht darin, NOP-Befehle ("No-Operation") zwischen abhängigen Befehlen einzubauen. Im oben gezeigten Beispiel würde bereits eine NOP-Operation zwischen den beiden Befehlen reichen um den Konflikt zu lösen.

SUB R1,R5  
NOP  
ADD R1,R4

Takt	Befehl einlesen	Befehl dekodieren	Operanden einlesen	Ausführen	Ergebnisse speichern
1	1. Befehl				
2	NOP	1. Befehl			
3	2.Befehl	NOP	1. Befehl		
4		2.Befehl	NOP	1. Befehl	
5			2.Befehl	NOP	1. Befehl
6				2.Befehl	NOP
7					2.Befehl

Tabelle 10: Lösung Datenflusskonflikt

In Tabelle 10 ist gut zu erkennen, dass das Ergebnis der ersten Operation im fünften Takt gespeichert wird und die 2. Operation erst im sechsten Takt ausgeführt wird. Die zweite Rechnung wird also mit dem Ergebnis der ersten Rechnung vollzogen. Pipelining birgt aber noch eine weitere Problematik.

**Steuerflusskonflikte:** Die Befehlssätze der meisten Prozessorarchitekturen enthalten Anweisungen zum Ändern des Programmflusses. Diese wurde bereits im Kapitel 6 dargestellt und erklärt. Probleme mit dem Pipelining gibt es bei bedingten Programmflussänderungen wie zum Beispiel Sprüngen, Aufrufen und Rückkehrbefehlen. Der unbedingte Sprung, oft JMP genannt, ist hingegen für das Pipelining kein Problem, da für ihn keine Bedingungen geprüft werden müssen. Zur Darstellung der bedingten Programmflussänderungen folgendes Beispiel:



Befehle	Assembler
1.	JBE 0xFF635ACB
2.	MOV R1,R5
3.	ADD R5,R3
4.	SUB R2,R5

Takt	Befehl einlesen	Befehl dekodieren	Operanden einlesen	Ausführen	Ergebnisse speichern
1	1.Befehl				
2	2.Befehl	1.Befehl			
3	3.Befehl	2.Befehl	1.Befehl		
4	4.Befehl	3.Befehl	2.Befehl	1.Befehl	
5		4.Befehl	3.Befehl	2.Befehl	1.Befehl
6			4.Befehl	3.Befehl	2.Befehl
7				4.Befehl	3.Befehl

Tabelle 11: Programmablauf Steuerflusskonflikt

Der erste Befehl ist ein bedingter Sprungbefehl. Dieser Sprung wird ausgeführt, falls das Carry- oder Zero-Flag gesetzt sind. In Tabelle 11 ist das resultierende Problem sichtbar. Der erste Befehl (JBE) wird wie in den anderen Beispielen auch in fünf Schritten abgearbeitet. Sollte der Sprung aber auftreten, muss der Instruction Pointer mit der neuen Adresse (hier 0xFF635ACB) geladen werden. Dieser Speicherzugriff wird für den ersten Befehl im fünften Takt ausgeführt. Zu diesem Zeitpunkt befinden sich allerdings bereits die nächsten drei folgenden Befehle in der Pipeline, da jeder Takt einen neuen Befehl aus dem Speicher lädt. Der kritische Abschnitt befindet sich hier also im fünften Takt. Dort wird der vierte Befehl dekodiert, vom dritten Befehl werden die Operanden eingelesen und der zweite Befehl wird ausgeführt. Erst in diesem fünften Takt ändert sich der Wert des Instruction Pointers, falls die Sprungbedingung erfüllt wurde.

Auch hier liegt eine mögliche Lösung darin, solange NOP-Operationen in das Programm einzubauen, bis der Sprungbefehl abgearbeitet ist. Die Anzahl der benötigten Fülloperationen wird durch die Breite der Pipeline bestimmt. In den gezeigten Beispielen mit einer fünfstufigen Pipeline werden drei NOP-Operationen benötigt um den Steuerflusskonflikt zu beseitigen.

Takt	Befehl einlesen	Befehl dekodieren	Operanden einlesen	Ausführen	Ergebnisse speichern
1	1.Befehl				
2	NOP	1.Befehl			
3	NOP	NOP	1.Befehl		
4	NOP	NOP	NOP	1.Befehl	
5	2.Befehl	NOP	NOP	NOP	1.Befehl
6	3.Befehl	2.Befehl	NOP	NOP	NOP
7	4.Befehl	3.Befehl	2.Befehl	NOP	NOP
8		4.Befehl	3.Befehl	2.Befehl	NOP

Tabelle 12: Lösung Steuerflusskonflikt

In Tabelle 12 wurde der Befehl mit der bedingten Sprunganweisung von einem Compiler erkannt und der kritische Bereich danach mit NOP-Operationen ausgefüllt. Im fünften Takt wird neben des eventuellen Setzens des Instruction Pointer nur der zweite Befehl eingelesen und kann im Falle eines Sprunges ohne Probleme wieder verworfen werden. Bei beiden beschriebenen Problemen ist das Aufüllen mit NOP-Operationen nur eine Notlösung. Moderne Compiler werden deshalb versuchen die Wartezyklen mit anderen Methoden zu kompensieren.

Neben den Pipelines haben sich noch weitere Verfahren etabliert, welche die Performance eines Prozessors steigern sollen. Zu diesen Verfahren gehören die spekulative Ausführung und die Out-Of-Order Execution. Die spekulative Ausführung wird bei bedingten Sprüngen verwendet. Wie schon in Tabelle 11 dargestellt, wird in einer Pipeline bei einem bedingten Sprungbefehl erst im letzten Schritt (Ergebnisse speichern) ersichtlich, ob ein Sprung auftritt oder nicht. Bei der spekulativen Ausführung wird der Prozessor bereits im ersten Schritt (Befehl dekodieren) entscheiden, welches Ergebnis der Sprungbedingungsprüfung am Wahrscheinlichsten ist und dieses nehmen. Sollte sich diese Annahme bestätigen, kann die CPU weiterarbeiten. War sie allerdings falsch, so muss die Pipeline mit den spekulativ geladenen Befehlen geleert werden. Dieses Verfahren nennt man Pipeline Flush. [1]

Die Out-Of-Order Execution ist ebenfalls ein komplizierter Mechanismus. Bei ihr wird die Ausführungsreihenfolge des Codes von der CPU selbst verändert, wenn diese erkennt, dass dadurch ein Geschwindigkeitsvorteil erlangt werden kann.

Solche komplizierten Verfahren bezwecken eine erhöhte Ausführungsgeschwindigkeit, allerdings wurden bei ihnen schwere Sicherheitslücken entdeckt. Sie werden "Spectre"<sup>12</sup> und "Meltdown"<sup>13</sup> genannt. Sie wurden am 03.01.2018 veröffentlicht und betreffen die beiden bereits genannten Verfahren. Mit der Spectre Schwachstelle wird der Prozessor dazu verleitet, bei der spekulativen Ausführung Befehle zu laden, welche im normalen Programmablauf niemals ausgeführt werden würden. Durch sorgfältiges Auswählen der Befehle, welche fälschlicherweise spekulativ geladen werden, kann ein Angreifer den Adressraum eines fremden Prozesses auslesen. Darin können zum Beispiel Passwörter oder private Schlüssel liegen[13]. Die Meltdown Attacke verfolgt das gleiche Ziel. Allerdings wird hier die Out-Of-Order Ausführung einer CPU missbraucht um den fremden Adressraum auszulesen [14]. Das besondere an diesen beiden Schwachstellen ist, dass sie fest in die Hardware von Prozessoren der letzten Zehn Jahre verbaut sind. Sie können also mit Software verhindert werden.

Die beiden Sicherheitslücken können in diesem Rahmen nicht tiefergehend erklärt werden, allerdings zeigen sie, wie kompliziert die Prozessoren inzwischen geworden sind.

---

<sup>12</sup>CVE-2017-5753

<sup>13</sup>CVE-2017-5754

## 9 Planung und Entwurf eines Prozessors

Der Inhalt der bisherigen Arbeit handelte von den Komponenten einer CPU und deren Funktionsweisen. Um den dargestellten Inhalt praktischer vermitteln zu können, wird nun mittels einer Simulationssoftware eine CPU von Grund auf erstellt. Dieser Prozessor stellt keinen Vergleich zu modernen Prozessoren her. Er soll lediglich die Funktionsweise der essentiellsten Bauteile beschreiben und einfache Operationen wie Sprünge und Subroutinen unterstützen (siehe Kapitel 6).

### 9.1 Befehlsbreite

Am Anfang der Planung jeder CPU steht die Festlegung der benötigten Befehlsbreite. Je nachdem welche Features implementiert werden sollen, kann der Befehlssatz eingeteilt werden. Logisim bietet die Möglichkeit, einen maximal 32-Bit weiten Bus zu nutzen. Zu Erklärungs Zwecken werden die 32-Bit wie folgt aufgeteilt:

8-Bit	Opcode
8-Bit	Argument
16-Bit	Value

Tabelle 13: Befehlsbus

**Opcode:** Der Opcode beinhaltet den Befehl welche die CPU als nächstes ausführen soll(z.B. MOV oder ADD). Es werden nicht mehr als 8-Bit benötigt, da nicht viele Befehle vorhanden sein müssen, um die Basisfunktionalität einer CPU zu erzielen.

**Argument:** Das Argument wird nicht bei jedem Befehl verwendet. Diese 8-Bit sind eine Hilfestellung für Operationen bei denen eine genauere Spezifikation der auszuführenden Tätigkeit benötigt wird. Beispielsweise wird bei der arithmetischen Operation ADD mit Hilfe des Argumentes angegeben, in welches Register das Ergebnis gespeichert werden soll.

**Value:** Die verbleibenden 16-Bit werden als Wertangabe benutzt. Durch diese 16-Bit wird gleichzeitig die Befehlsbusbreite innerhalb des Prozessors festgelegt, das heißt der

Prozessor kann mit Zahlen arbeiten, welche innerhalb der 16-Bit Grenze liegen (ohne Vorzeichen maximal 65536). Einige Befehle in dieser CPU benötigen allerdings drei Parameter zur Ausführung. Um mit dem Argument drei Parameter bereitzustellen, können die letzten 16-Bit in zwei 8-Bit Blöcke gespalten werden. Diese werden hier Quelle und Ziel genannt. Der Befehlssatz sieht bei diesen speziellen Befehlen folgendermaßen aus:

8-Bit	Opcode
8-Bit	Argument
8-Bit	Ziel
8-Bit	Quelle

Tabelle 14: Befehlsbus mit drei Parametern

Befehle, welche diese Aufteilung benötigen sind zum Beispiel ALU-Operationen oder der MOV Befehl, welcher den Wert eines Register in ein anderes schiebt.

## 9.2 Befehlssatz

Der Befehlssatz beschreibt die Befehle, welche die CPU ausführen kann (Tabelle 15).

00000000	NOP
00000001	MOV
00000010	IN
00000011	STO
00000100	LOAD
00000101	PUSH
00000110	POP
00000111	—
00001000	—
00001001	CALL
00001010	RETURN
00001011	ADD
00001100	SUB
00001101	INC
00001110	DEC
00001111	COMP
00010000	SHIFTL
00010001	SHIFTR
00010010	ROTL
00010011	ROTR
00010100	AND
00010101	OR
00010110	NOR
00010111	NAND
00011000	XOR
00011001	XNOR
00011010	JIT
00011011	JIF
00011100	JUMP

Tabelle 15: Befehlssatz von VI-17

Die CPU soll die grundlegenden Aufgaben eines Prozessors erfüllen können. Dazu gehören Registeroperationen wie MOV und IN. MOV verschiebt den Inhalt eines Registers in ein anderes und überschreibt dessen Wert. IN initialisiert eine 16-Bit Variable in ein angegebenes Register. STO speichert den Wert eines Registers in einer Speicherzelle im Arbeitsspeicher. LOAD lädt im Gegenzug den Wert einer Speicherzelle in ein Register. PUSH und POP sind beides Stackoperationen. Der Stack ist ein Bereich im Arbeitsspeicher, welcher nach dem FILO-Prinzip ("First In Last Out") funktioniert. Er wächst von oben nach unten. PUSH schiebt den Inhalt eines Registers auf den Stack und POP lädt den untersten Wert des Stacks in ein Register. Mit dem Befehl CALL kann die CPU den Programmablauf in eine Subroutine verzweigen. Dafür wird die Rücksprungadresse auf den Stack gepushed um nach Beendigung der Subroutine den korrekten Programmpfad zu finden. Der letzte Befehl jeder Subroutine ist RETURN. Mit ihm wird der Instruction Pointer mit der Rücksprungadresse aus dem Stack geladen bei der das Programm weiterläuft. Die Befehle 11 bis 25 (00001011b – 00011001b) sind die Operationen welche das Rechenwerk (ALU) ausführen kann. Dazu gehören sowohl arithmetische als auch logische Operationen. Die letzten drei Befehle befassen sich mit Sprüngen. Dabei wird zwischen unbedingten und bedingten Sprüngen unterschieden. In dieser CPU sind nur einfache bedingte Sprünge mit den Befehlen JIF ("Jump If False") und JIT ("Jump If True") umgesetzt. Nach diesen Befehlen muss ein Flag mit angegeben werden. Also wird der Prozessor bei dem Befehl *JIT Zero 0x00000ffe* in den Flags prüfen, ob das Zero Bit gesetzt ist und dann, sollte es auf 1 stehen, den Instruction Pointer ("Befehlszeiger") mit der angegebenen Adresse laden. Ein anderes Beispiel ist der Befehl *JIF Equal 0x00000fff*. Im Wortlaut wird die CPU folgendes Protokoll durchlaufen:

Ist nach der letzten Rechenwerksoperation das Equal Bit gesetzt worden? Wenn nicht, dann springe an Adresse *0x00000fff*, wenn ja, dann tue nichts und gehe zum nächsten Befehl<sup>14</sup>. Mit JUMP wird ein unbedingter Sprung durchgeführt. Dieser Befehl wird keine Prüfung von Flags durchlaufen und die angegebene Adresse in den Befehlszeiger laden. Im Unterschied zum CALL Befehl wird bei den Sprüngen keine Rücksprungadresse gespeichert.

---

<sup>14</sup>Hier wird auf nicht gesetztes Flag geprüft, da der Befehl JIF ("Jump If False ") bearbeitet wird.

## 10 Implementierung eines Prozessors in Logisim

### 10.1 Logisim

Logisim ist ein Open Source Werkzeug für den Entwurf und die Simulation digitaler Schaltungen. Es bietet die Möglichkeit, größere Schaltungen aus kleineren Schaltungen herzustellen. Damit ist es möglich, ganze Prozessoren in Logisim zu entwerfen. Ein solch einfacher Prozessor besitzt folgende Komponenten

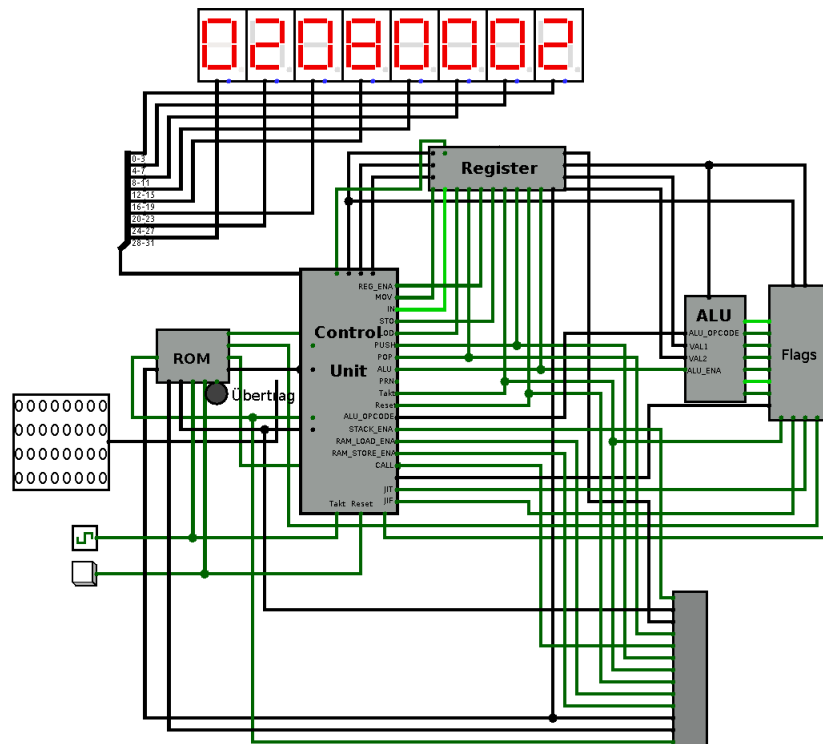


Abbildung 7: Darstellung des Prozessors



## 10.2 Prozessor Komponenten

Der Prozessor besteht aus fünf Hauptkomponenten:

- Control Unit - Steuerungseinheit
- ALU - Arithmetisch Logische Einheit
- Registersatz
- RAM/Stack
- ROM

**Control Unit - Steuerungseinheit:** Die CU verarbeitet die Daten des Befehlsbusses und dekodiert die einzelnen Befehle, welche die CPU als nächstes ausführen muss. Der Befehlsbus wird mittels Komparatoren mit dem gesamten Befehlssatz verglichen. Wenn ein Befehl gefunden wird, sendet die CU die notwendigen Steuersignale an die einzelnen Komponenten des Prozessors, um zum Beispiel die Register zum Beschreiben freizuschalten.

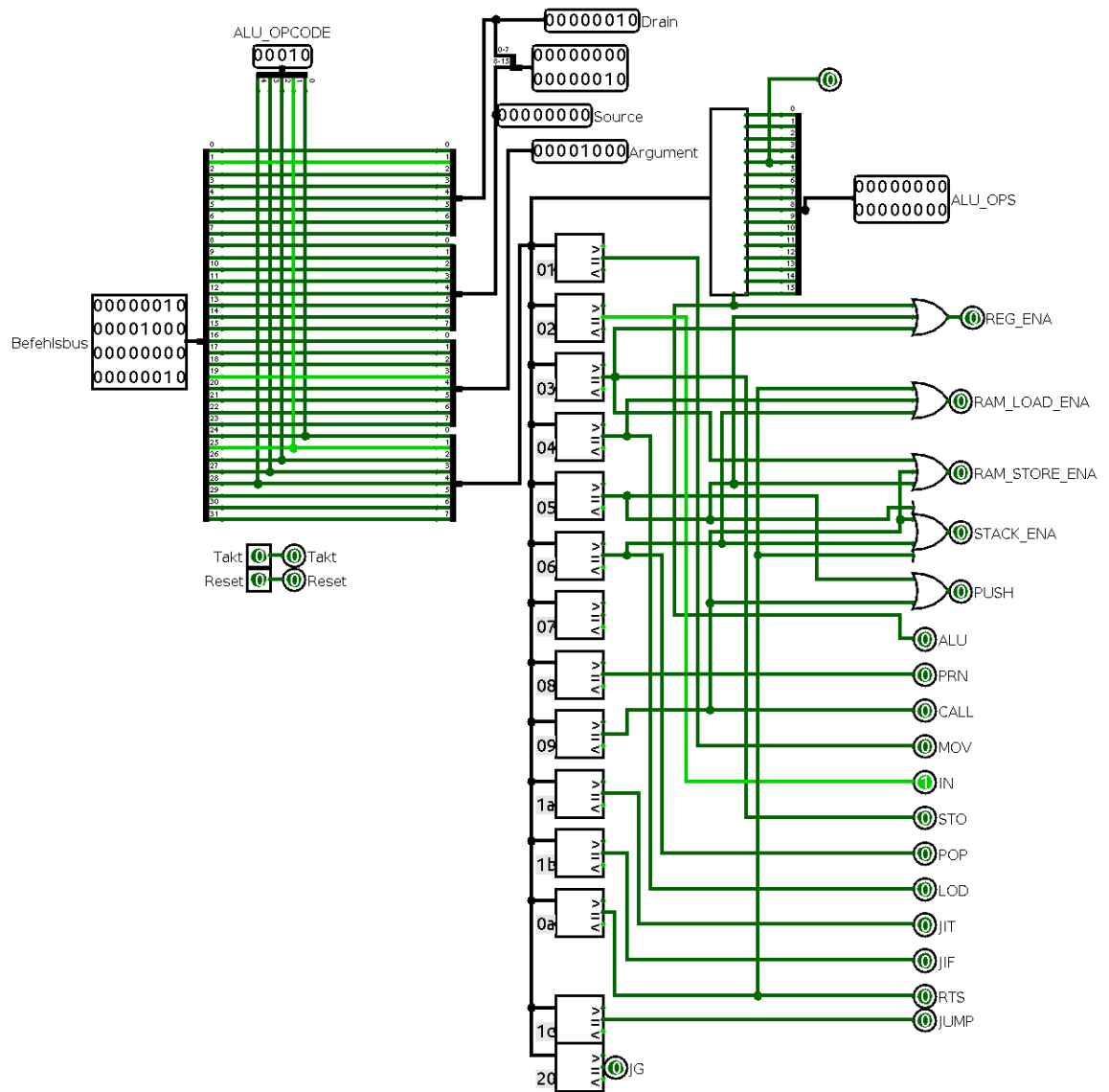


Abbildung 8: Steuerwerk

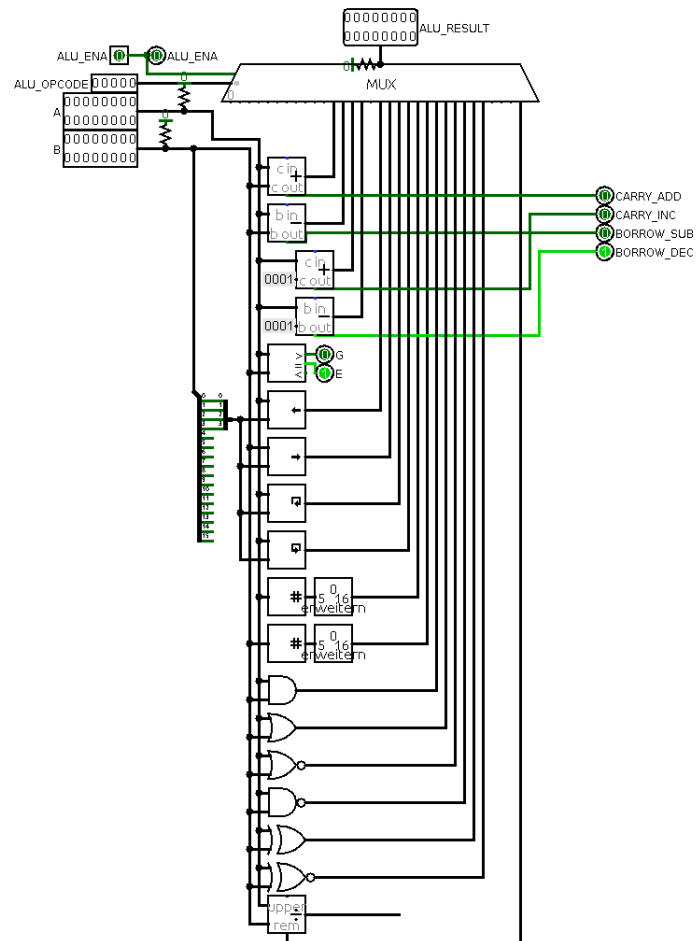


Abbildung 9: Rechenwerk



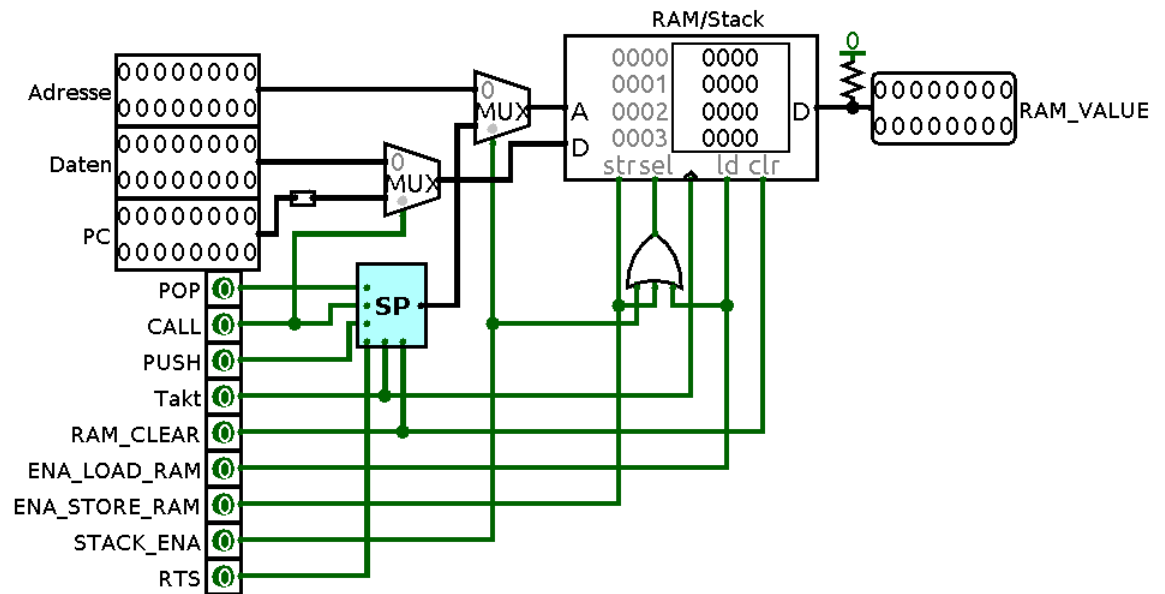


Abbildung 11: Speicher

## 10.3 Entwicklung und Ausführung eines Programmes

Um nun die Funktionalität der CPU zu zeigen wurde ein C++ Programm entwickelt welches alle Primzahlen bis  $2^{16} = 65536$  ausrechnet und die Anzahl der Primzahlen auf dem Terminal ausgibt. Dieses Programm wurde unter Ubuntu 17.10 mit dem Linux-kernel 4.13 kompiliert.

```
bool checkIfPrime(unsigned int x){
    if(x<2) return false;
    unsigned int i=2;
    for(i;i<x;i++){
        if(x%i == 0){
            return false;
        }
    }
    return true;
}

int main(int argc, char const *argv[])
{
    int counter=0;
    for(unsigned int i=1;i<65536;i+=2){
        if(checkIfPrime(i)){
            counter++;
        }
    }
    std::cout << counter << std::endl; //Ausgabe 6541
    return 0;
}
```

Quellcode 5: C++ Code Primzahlen zählen

Das in Codeblock 5 gezeigt Programm zum Primzahlen zählen ist sehr ineffizient. Alleine die for-Schleife der CheckIfPrime-Funktion wird während des Ausführens 202.710.573 Schritte durchlaufen. Ziel ist nicht die optimale Laufzeit zu erreichen, sondern ein einfaches Programm auf der selbst gebauten CPU auszuführen.

Um dieses Programm auf der VI-17 ausführen zu können muss es in der Assemblersprache der CPU neu geschrieben werden. Da Assembler eine sehr hardwarenahe Sprache ist, erleichtern wir uns die Entwicklung und betrachten den Assemblercode des C++

Programms, um die grobe Struktur sehen zu können, welche die CPU ausführt. Der Assemblercode kann mittels GDB betrachtet werden. Um den Umfang der Erklärungen nicht zu sprengen muss allerdings ein grundsätzliches Verständnis für den x86 Befehlsatz vorausgesetzt werden.

```

0x000000000040085e <+0>:    push    %rbp
0x000000000040085f <+1>:    mov     %rsp,%rbp
0x0000000000400862 <+4>:    sub     $0x20,%rsp
0x0000000000400866 <+8>:    mov     %edi,-0x14(%rbp)
0x0000000000400869 <+11>:   mov     %rsi,-0x20(%rbp)
0x000000000040086d <+15>:   movl    $0x0,-0x8(%rbp)
0x0000000000400874 <+22>:   movl    $0x1,-0x4(%rbp)
0x000000000040087b <+29>:   cmpl    $0xffff,-0x4(%rbp)
0x0000000000400882 <+36>:   ja      0x40089c <main+62>
0x0000000000400884 <+38>:   mov     -0x4(%rbp),%eax
0x0000000000400887 <+41>:   mov     %eax,%edi
0x0000000000400889 <+43>:   callq   0x400816 <_Z12checkIfPrimej>
0x000000000040088e <+48>:   test    %al,%al
0x0000000000400890 <+50>:   je      0x400896 <main+56>
0x0000000000400892 <+52>:   addl    $0x1,-0x8(%rbp)
0x0000000000400896 <+56>:   addl    $0x2,-0x4(%rbp)
0x000000000040089a <+60>:   jmp     0x40087b <main+29>
0x000000000040089c <+62>:   mov     -0x8(%rbp),%eax
0x000000000040089f <+65>:   mov     %eax,%esi
0x00000000004008a1 <+67>:   mov     $0x601060,%edi
0x00000000004008a6 <+72>:   callq   0x4006a0 <_ZNSolsEi@plt>
0x00000000004008ab <+77>:   mov     $0x400700,%esi
0x00000000004008b0 <+82>:   mov     %rax,%rdi
0x00000000004008b3 <+85>:   callq   0x4006f0 <_ZNSolsEPFRSoS_E@plt>
0x00000000004008b8 <+90>:   mov     $0x0,%eax
0x00000000004008bd <+95>:   leaveq  0
0x00000000004008be <+96>:   retq

```

Quellcode 6: Assemblercode der main-Methode

In der Zeile main +15 wird die Variable counter mit 0 initialisiert und auf dem Stack an Offset 0x8 des Base Pointers platziert. Anschließend wird die Laufvariable i der for-Schleife in Zeile main+22 mit dem Wert 1 an Offset 0x4 des Base Pointers im Stack initialisiert.

**Erster Durchlauf for-Schleife:** Zeile +29. Die Laufvariable i wird mit 0xffff (de-zimal: 65536) verglichen. Anschließend wird mittels des Assembler-Befehls ja (jump if above) geprüft, welche Flag der vorherige Compare Befehl gesetzt hat. Wenn im Flagregister das greater Bit gesetzt wurde, springt das Programm an die Adresse 0x000000000040089c (main+62), also aus for-Schleife raus, da die Schleifenbedingung ( $i < 65536$ ) nicht mehr erfüllt ist. Wenn kein Sprung auftritt, läuft das Programm wei-



ter und ruft an Stelle `main+43` die Funktion `checkIfPrime` auf. Diese Funktion erwartet allerdings einen Übergabeparameter, dieser wird in Register `$edi` (`main+41`) abgelegt. Der Rückgabewert der Funktion steht daraufhin, wenn die Funktion durchlaufen und beendet wurde, in Register `al`. Da `checkIfPrime` den Rückgabebetyp `boolean` besitzt steht in Register `al` entweder eine 0 wenn es keine Primzahl war, oder 1 wenn es eine Primzahl war die übergeben wurde. Der Befehl `test` an Stelle `main+48` führt ein bitweise logisches UND zwischen `al` und `al` aus. Hier Prüft der Prozessor, ob das Ergebnis ungleich null war und setzt das ZF-Bit (Zero Flag). Wenn das Flag-Bit nicht gesetzt wurde wird das Programm ganz normal weitergeführt. Die counter Variable wird inkrementiert (`main+52`) und die Laufvariable `i` wird um zwei erhöht (`main+56`), daraufhin wird an Stelle `main+29` gesprungen und der nächste Schleifendurchgang beginnt.

```
Dump of assembler code for function _Z12checkIfPrimej:
0x0000000000400816 <+0>:    push    %rbp
0x0000000000400817 <+1>:    mov     %rsp,%rbp
0x000000000040081a <+4>:    mov     %edi,-0x14(%rbp)
0x000000000040081d <+7>:    cmpl    $0x1,-0x14(%rbp)
0x0000000000400821 <+11>:   ja      0x40082a <_Z12checkIfPrimej+20>
0x0000000000400823 <+13>:   mov     $0x0,%eax
0x0000000000400828 <+18>:   jmp     0x40085c <_Z12checkIfPrimej+70>
0x000000000040082a <+20>:   movl    $0x2,-0x4(%rbp)
0x0000000000400831 <+27>:   mov     -0x4(%rbp),%eax
0x0000000000400834 <+30>:   cmp     -0x14(%rbp),%eax
0x0000000000400837 <+33>:   jae     0x400857 <_Z12checkIfPrimej+65>
0x0000000000400839 <+35>:   mov     -0x14(%rbp),%eax
0x000000000040083c <+38>:   mov     $0x0,%edx
0x0000000000400841 <+43>:   divl    -0x4(%rbp)
0x0000000000400844 <+46>:   mov     %edx,%eax
0x0000000000400846 <+48>:   test    %eax,%eax
0x0000000000400848 <+50>:   jne     0x400851 <_Z12checkIfPrimej+59>
0x000000000040084a <+52>:   mov     $0x0,%eax
0x000000000040084f <+57>:   jmp     0x40085c <_Z12checkIfPrimej+70>
0x0000000000400851 <+59>:   addl    $0x1,-0x4(%rbp)
0x0000000000400855 <+63>:   jmp     0x400831 <_Z12checkIfPrimej+27>
0x0000000000400857 <+65>:   mov     $0x1,%eax
0x000000000040085c <+70>:   pop     %rbp
0x000000000040085d <+71>:   retq

End of assembler dump.
```

Quellcode 7: Assemblercode der `checkIfPrime`-Methode

Das Code Listing 3 zeigt den Assemblercode der Funktion `checkIfPrime`. In Zeile 4 wird der Übergabeparameter, welcher sich in Register `edi` befindet, auf den Stack verschoben. Daraufhin wird mit dem Befehl `cmpl` dieser Übergabeparameter mit dem Wert 1 verglichen. Dafür werden die beiden Werte subtrahiert und das Ergebnis ausgewertet. Bei dieser Auswertung setzt die CPU automatisch die Flags für die Subtraktion. Wenn Beispielsweise eine -2 übergeben wird und vom Befehl `cmpl` mit dem Wert 1 verglichen werden soll, so wird die ALU  $-2-1=-3$  rechnen und dabei die Sign Flag (SF) setzen, da das Ergebnis negativ ist. Der nächste Befehl ist `jg` (Jump if greater), dieser Sprung wird laut Intel-Architektur-Dokumentation nur ausgeführt, wenn die beiden Flags ZF und SF **nicht** gesetzt, also null, sind. Diese sind null, wenn das Ergebnis zum einen nicht negativ (SF) und nicht null (ZF) ist.

Kurz gesagt: Die beiden Zeilen 7 und 11 stellen sicher, dass der Übergabeparameter größer als 1 ist. Im C++ Programm entspricht das der ersten Zeile der Funktion. Sollte eine der beiden Flags ZF bzw. SF nicht gesetzt sein, wird nicht gesprungen und in Zeile 13 eine 0 in das Rückgaberegister geschrieben. Daraufhin wird zum Ende der Funktion gesprungen und die Funktion ist beendet. Wenn der Sprung in Zeile 11 ausgeführt wird, dann springt das Programm zu Zeile 20 in der die Laufvariable `i` mit dem Wert 2 initialisiert wird. Die Zeilen 27 bis 30 sind analog zu Codelisting 2 die Prüfung der Laufvariable in der `for`-Schleife, ob die Abbruchbedingung bereits erfüllt ist [15]. In der Schleife werden die Zeilen 35 bis 59 ausgeführt. Der Befehl `idivl` führt eine Division aus, wobei der Rest in Register `EDX` gespeichert wird. Nachdem `EDX` in `EAX` verschoben wurde, wird mittels des Befehls `test EAX,EAX` (Zeile 48) geprüft, ob das Register null ist, also auch der Rest der Division null ist [8]. Sollte dem so sein, so springt das Programm ans Ende und schreibt eine 0 in Übergaberegister `EAX`[16, S.202].

## Abbildungsverzeichnis

1	Harvard-Architektur . . . . .	7
2	Schaltnetz D-Flip-Flop . . . . .	11
3	Schaltnetz 4-Bit Register . . . . .	13
4	Ausgabe des GDB-Befehls "info registers" . . . . .	14
5	Paging . . . . .	22
6	Teil der Ausgabe des Befehls "lscpu" in Ubuntu . . . . .	23
7	Darstellung des Prozessors . . . . .	45
8	Steuerwerk . . . . .	47
9	Rechenwerk . . . . .	48
10	Registerwerk . . . . .	49
11	Speicher . . . . .	50

## Tabellenverzeichnis

1	Rechnung mit Übertrag . . . . .	2
2	Rechnung mit Überlauf . . . . .	4
3	Schaltregeln AND und NAND Gatter . . . . .	12
4	Schritte der for-Schleife . . . . .	18
5	Beispiele Carry-Flag . . . . .	18
6	Rechnen im Zweierkomplement mit 8-Bit Zahlen . . . . .	19
7	Befehlsausführung ohne Pipelining [1] . . . . .	35
8	Befehlsausführung mit Pipelining [1] . . . . .	35
9	Datenflusskonflikt Ablauf [1] . . . . .	36
10	Lösung Datenflusskonflikt . . . . .	37
11	Programmablauf Steuerflusskonflikt . . . . .	38
12	Lösung Steuerflusskonflikt . . . . .	39
13	Befehlsbus . . . . .	41
14	Befehlsbus mit drei Parametern . . . . .	42
15	Befehlssatz von VI-17 . . . . .	43

## Quellcodeverzeichnis

1	C Code einfache Schleife . . . . .	27
2	Assembler Code einfache Schleife . . . . .	27
3	C Code Funktionen . . . . .	29
4	Assembler Code Funktionen . . . . .	30
5	C++ Code Primzahlen zählen . . . . .	51
6	Assemblercode der main Methode . . . . .	53
7	Assemblercode der checkIfPrime Methode . . . . .	54

## Literatur

- [1] K. Wüst, *Mikroprozessortechnik, Grundlagen, Architekturen, Schaltungstechnik und Betrieb von Mikroprozessoren und Microcontrollern*. Vieweg+Teubner, 4 ed., 2011.
- [2] J. Von Neumann, “First draft of a report on the edvac,” *IEEE Annals of the History of Computing*, vol. 15, no. 4, pp. 27–75, 1993.
- [3] *Taschenbuch Mikroprozessortechnik*. Hanser Fachbuchverlag, 2010.
- [4] Universität-Köln, “Arbeitsweise einer cpu - von neumann-zyklus.”
- [5] Intel, *Intel® 64 and IA-32 Architectures Software Developer’s Manual*.
- [6] T. Jamil, “Risc versus cisc,” *Ieee Potentials*, vol. 14, no. 3, pp. 13–16, 1995.
- [7] D. A. Patterson, “Reduced instruction set computers,” *Communications of the ACM*, vol. 28, no. 1, pp. 8–21, 1985.
- [8] N. Nisan and S. Schocken, *The Elements of Computing Systems: Building a Modern Computer from First Principles*. The MIT Press, 2005.
- [9] C. Lomont, “Introduction to intel advanced vector extensions,” *Intel White Paper*, pp. 1–21, 2011.
- [10] S. A. McKee, “Reflections on the memory wall,” in *Proceedings of the 1st conference on Computing frontiers*, p. 162, ACM, 2004.
- [11] D. Molka, D. Hackenberg, R. Schone, and M. S. Muller, “Memory performance and cache coherency effects on an intel nehalem multiprocessor system,” in *Parallel Architectures and Compilation Techniques, 2009. PACT’09. 18th International Conference on*, pp. 261–270, IEEE, 2009.
- [12] J. E. Smith and J. R. Goodman, “Instruction cache replacement policies and organizations,” *IEEE Transactions on Computers*, vol. 34, no. 3, pp. 234–241, 1985.

- 
- [13] D. G. e. a. Paul Kocher, “Spectre attacks: Exploiting speculative execution.”
  - [14] e. a. Moritz Lipp, Michael Schwarz, “Meltdown,” 2018.
  - [15] V. P. H. Miles J. Murdocca, *Computer Architecture and Organization*. John Wiley & Sons Inc, 2007.
  - [16] W. Schiffmann and R. Schmitz, *Technische Informatik 2: Grundlagen der Computertechnik (German Edition)*. Springer, 2002.