Start der Vorlesung: 16:00 s.t.

- Die Vorlesung wird aufgezeichnet und veröffentlicht.
  - Verfügbar über Stud.IP und Flowcasts (weltweit).
  - Pre- und Aftershow nur Live im Internet
- Falls Sie Rückfragen haben
  - Schriftlich per Twitch/Mumble Chat (wird nicht aufgezeichnet)
  - Fernmündlich per Mumble (mit und ohne Aufzeichnung)
- Hinweise zum Live-Chat
  - Machen Sie den Chat für alle so nützlich wie möglich.
  - Stellen Sie sich vor ihre Großmutter liest mit und kennt ihren Nick.

Programmiersprachen und Übersetzer (PSÜ)

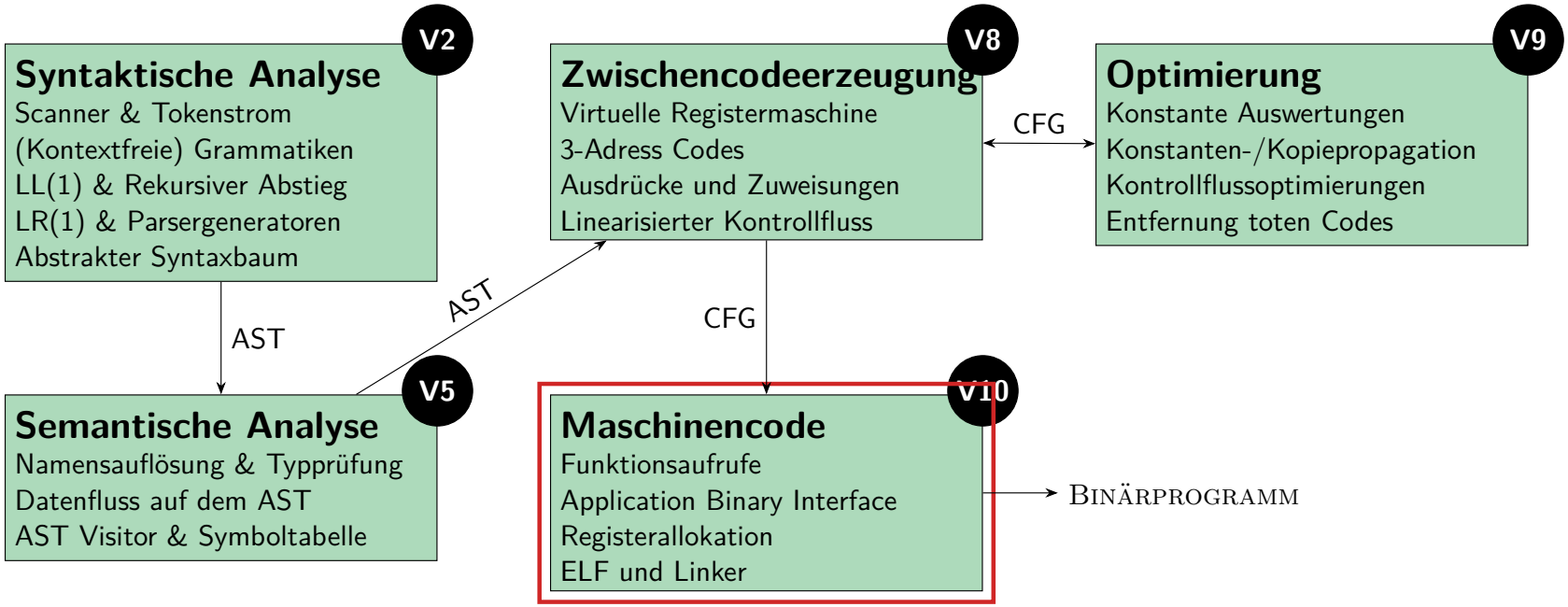
10 - Maschinencode

Christian Dietrich

Institute for Systems Engineering
System- und Rechnerarchitektur (SRA)

Sommersemester 2020

Einordnung in die Vorlesung: Maschinencodeerzeugung



- Zwischencode der virtuellen Maschine auf eine reale Maschine abbilden
  - Verbleibende semantische Lücken: Funktionsaufrufe, lokale Variablen, Befehle
  - Application Binary Interface (ABI), Registervergabe, Binärformat (ELF)

Wo stehen wir? Wo wollen wir hin?

Zwischencode-Maschine

func foo(a: int) : int

```
t0 := Add a, 3
t1 := Mul t0, 4
t2 := Call bar, a, t1, 19
Return t2                    BB0
```

```
parameters = [a]
variables = [t0, t1, t2]
basic_blocks = {BB0}
entry_block = BB0
```

- Speicherabstraktion
  - unendlich viele Parameter
  - unendlich viele Variablen
- Befehle
  - Meist 3-Adress-Befehle
  - `Call`: Beliebige Argumentanzahl
- Speicherung des Programms
  - Objekte im Übersetzerzustand
  - Basisblöcke sind ungeordnet

Reale Maschine (z.B. IA-32)

foo:

c8 0c 00 00 **8b 45 08** bb 03 00 00 00 **01 c3** 89 5d
fc **b8 04 00 00 00** 0f af d8 **89 5d f8** b8 13 00 00
00 **50** 53 **8b 4d 08** 51 **e8 bb ff ff ff** 83 c4 0c **89**
45 f4 c9 **c3**

(Keine Sorge, wir gehen nur bis Assembler)

- Speicherabstraktion
  - 6 Ganzzahl-Register (32-Bit)
  - Endlicher Speicher (ausreichend)
- Befehle
  - 2 Operanden, zeitgleich Quelle+Ziel
  - `call` transportiert keine Argumente
  - Verschiedene Adressierungsmodi
  - Komplexe Befehle (CISC)
- Speicherung des Programms
  - Binärformat des Betriebssystems
  - Lineare Sequenz von Befehlen

Wo stehen wir? Wo wollen wir hin?

Zwischencode-Maschine

func foo(a: int) : int

```
t0 := Add a, 3
t1 := Mul t0, 4
t2 := Call bar, a, t1, 19
Return t2                    BB0
```

```
paramet
variabl
basic_b
entry_block = BB0
```

Wir verwenden IA-32 als Beispiel

- Speicherabstraktion
  - unendlich viele Parameter
  - unendlich viele Variablen
- Befehle
  - Meist 3-Adress-Befehle
  - `Call`: Beliebige Argumentanzahl
- Speicherung des Programms
  - Objekte im Übersetzerzustand
  - Basisblöcke sind ungeordnet

Reale Maschine (z.B. IA-32)

```
foo:
 c8 0c 00 00 8b 45 08 bb 03 00 00 00 01 c3 89 5d
 fc b8 04 00 00 00 0f af d8 89 5d f8 b8 13 00 00
 00 50 53 8b 4d 08 51 e8 bb ff ff ff 83 c4 0c 89
 45 f4 c9 c3
```

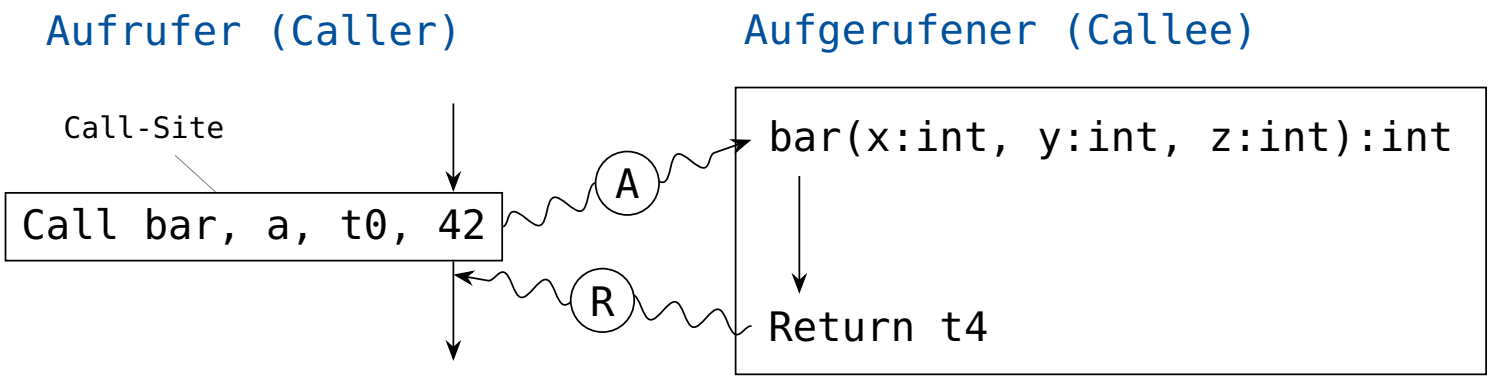
(Keine Sorge, wir gehen nur bis Assembler)

- Speicherabstraktion
  - 6 Ganzzahl-Register (32-Bit)
  - Endlicher Speicher (ausreichend)
- Befehle
  - 2 Operanden, zeitgleich Quelle+Ziel
  - `call` transportiert keine Argumente
  - Verschiedene Adressierungsmodi
  - Komplexe Befehle (CISC)
- Speicherung des Programms
  - Binärformat des Betriebssystems
  - Lineare Sequenz von Befehlen

ISE SRA

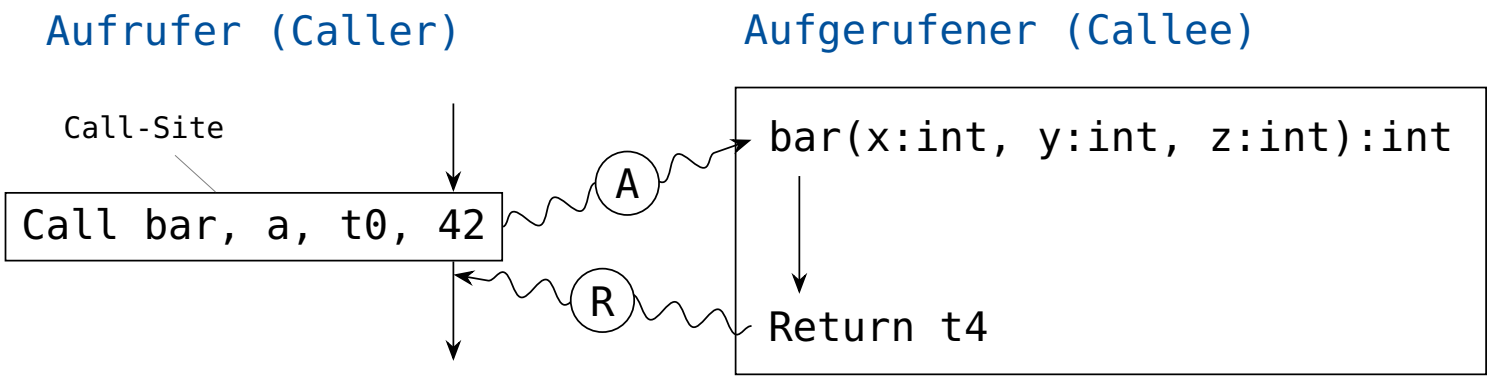
Speicherabstraktion: Call-Frames

Funktionsaufrufe auf Maschinenebene



- Funktionsaufruf: Argumente werden als Parameter übertragen
  - IR-Ebene: Beliebig viele Parameter kommen „magisch“ beim Callee an
  - **Erinnerung**: Aufrufe erzeugen Funktionsinstanz mit eigenem Call-Frame
  - Call-Frame enthält Parameter, Rücksprungadresse und lokale Variablen

Funktionsaufrufe auf Maschinenebene



- Funktionsaufruf: Argumente werden als Parameter übertragen
  - IR-Ebene: Beliebig viele Parameter kommen „magisch“ beim Callee an
  - **Erinnerung**: Aufrufe erzeugen Funktionsinstanz mit eigenem Call-Frame
  - Call-Frame enthält Parameter, Rücksprungadresse und lokale Variablen

- Für die reale Maschine müssen wir einige **Entscheidungen** treffen:
  - Datenlayout: Welches Datum liegt an welcher Stelle?
  - Verantwortung: Wer legt den Call-Frame an und füllt ihn mit Daten?
  - Invarianten: Welche Teile des Maschinenzustandes bleiben über einen Funktionsaufruf hinweg erhalten?

$\Rightarrow$ Die Antworten hierauf ergeben die Aufrufkonvention.

Aufrufkonventionen

Definition: Die Aufruf*konvention* bestimmt,...

...wie Argumente an Funktionen übergeben werden und
...welche Teile des Maschinenzustands der Callee erhalten muss und
...wo der Caller den Rückgabewert auslesen kann.

- Das Betriebssystem und Übersetzer bestimmen die Aufrufkonvention
  - Funktionen können unabhängig voneinander übersetzt werden.
  - Interoperabilität zwischen verschiedenen Übersetzern und Sprachen

Aufrufkonventionen

Definition: Die Aufruf*konvention* bestimmt,...

...wie Argumente an Funktionen übergeben werden und
...welche Teile des Maschinenzustands der Callee erhalten muss und
...wo der Caller den Rückgabewert auslesen kann.

- Das Betriebssystem und Übersetzer bestimmen die Aufrufkonvention
  - Funktionen können unabhängig voneinander übersetzt werden.
  - Interoperabilität zwischen verschiedenen Übersetzern und Sprachen
- Beispiel: Sys-V Calling Convention für C auf IA-32/GNU Linux
  - Callee legt Call-Frame auf dem Stack an und räumt ihn wieder weg
  - Argumente werden von **rechts-nach-links** auf den Stack gelegt
  - Rückgabewerte: `%eax` für `int`, `%st0` für `double`
    Größere Argumente/Rückgabewerte wie in Vorlesung 8
  - Callee-saved Register: `%esp, %ebp, %ebx, %esi, %edi`

Aufrufkonventionen

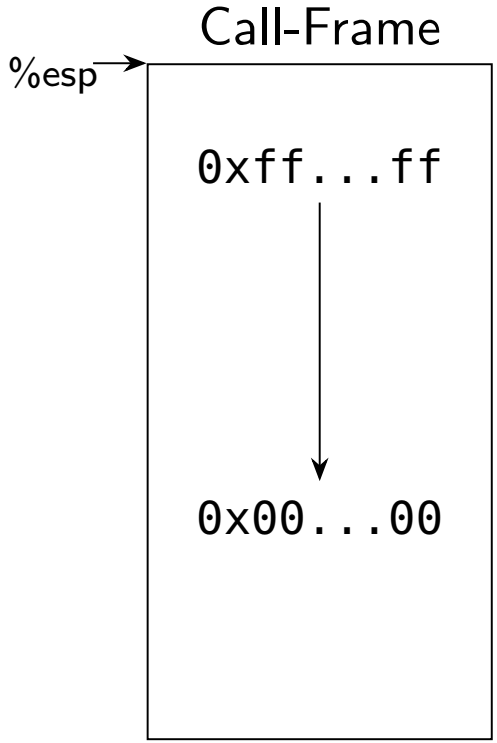
Definition: Die Aufruf*konvention* bestimmt,...

...wie Argumente an Funktionen übergeben werden und
...welche Teile des Maschinenzustands der Callee erhalten muss und
...wo der Caller den Rückgabewert auslesen kann.

- Das Betriebssystem und Übersetzer bestimmen die Aufrufkonvention
  - Funktionen können unabhängig voneinander übersetzt werden.
  - Interoperabilität zwischen verschiedenen Übersetzern und Sprachen
- Beispiel: Sys-V Calling Convention für C auf IA-32/GNU Linux
  - Callee legt Call-Frame auf dem Stack an und räumt ihn wieder weg
  - Argumente werden von **rechts-nach-links** auf den Stack gelegt
  - Rückgabewerte: `%eax` für `int`, `%st0` für `double`
    Größere Argumente/Rückgabewerte wie in Vorlesung 8
  - Callee-saved Register: `%esp, %ebp, %ebx, %esi, %edi`

Andere Konvention (auf IA-32): syscall, optlink, pascal, stdcall, fastcall, vectorcall, safecall, thiscall, ...

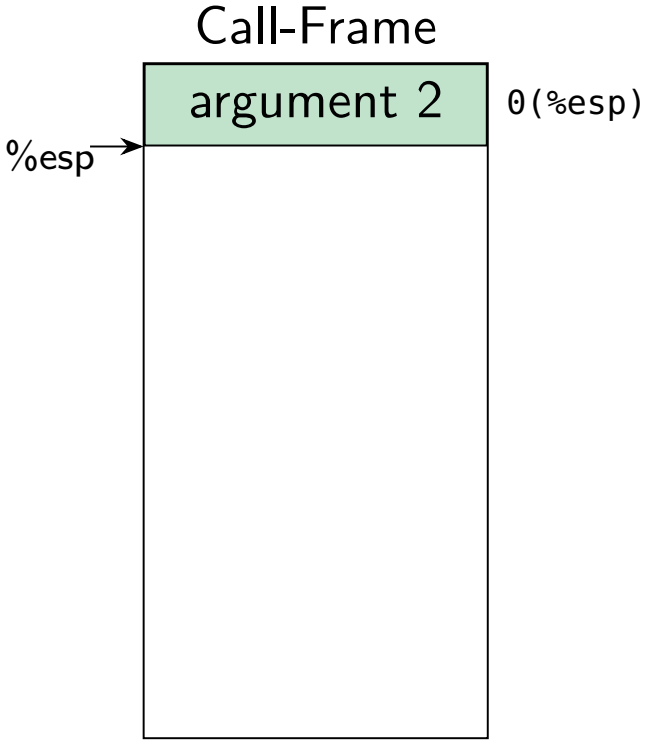
Call-Frame auf IA-32/Linux



- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

Call-Frame auf IA-32/Linux

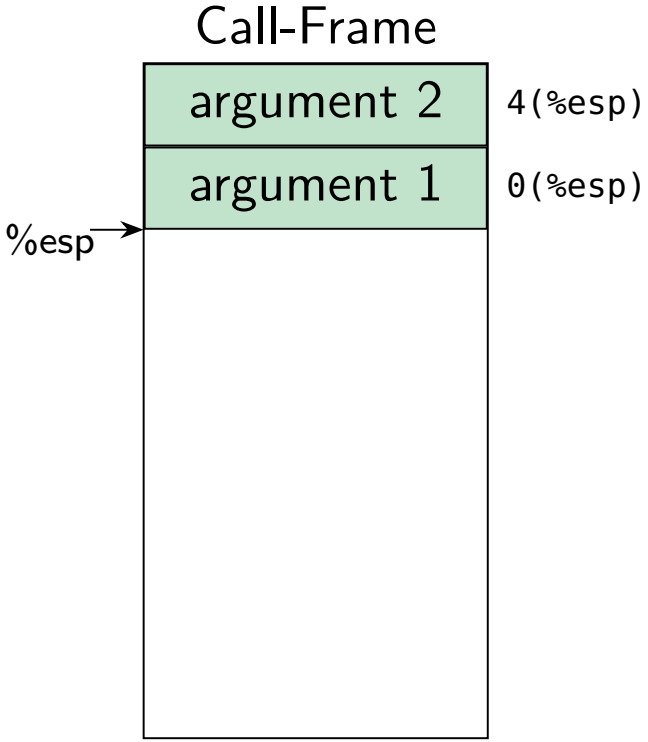


- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2;`

Call-Frame auf IA-32/Linux

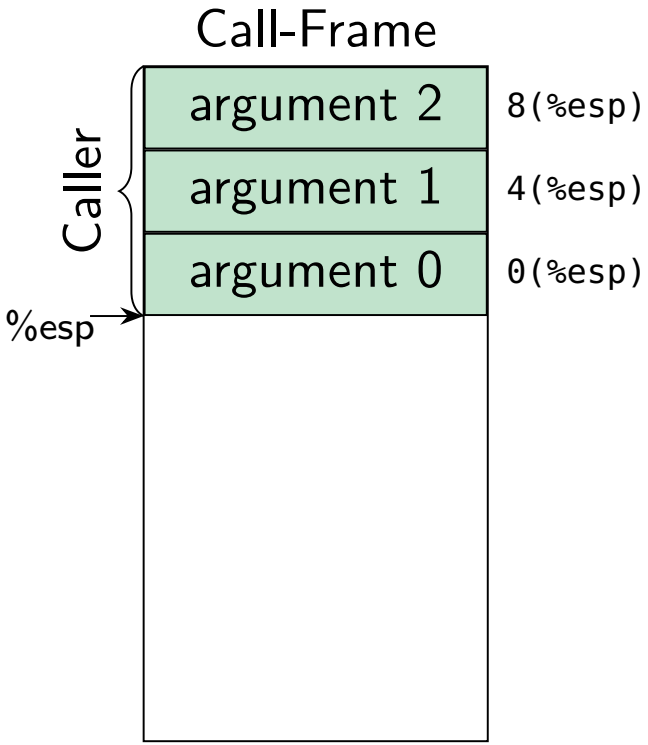


- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1;`

Call-Frame auf IA-32/Linux

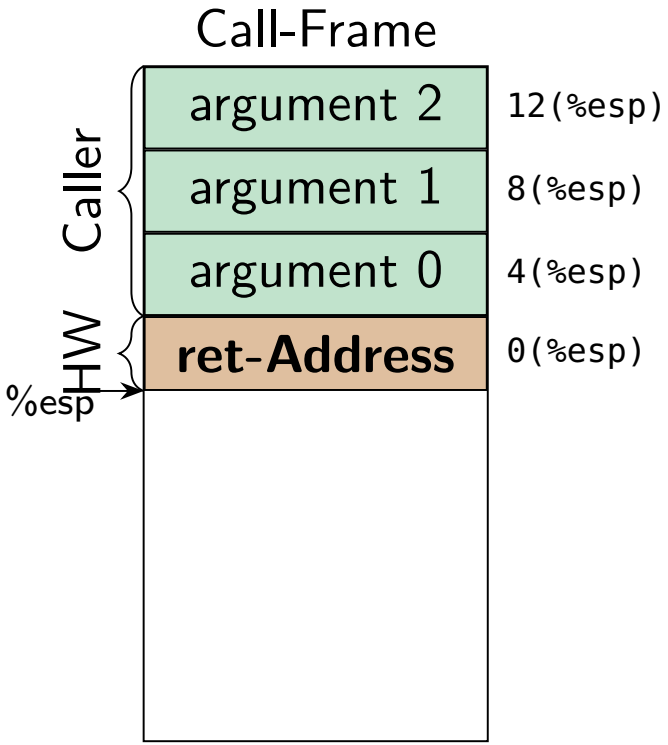


- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1; push arg0;`

Call-Frame auf IA-32/Linux

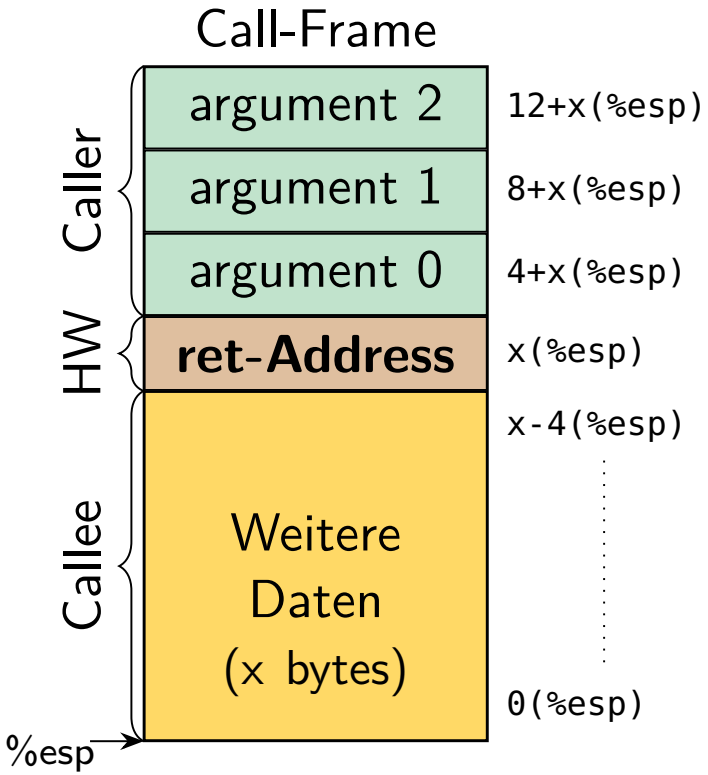


- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1; push arg0;`
2. CPU legt Rücksprungadresse auf den Stack
   - `call bar`

Call-Frame auf IA-32/Linux



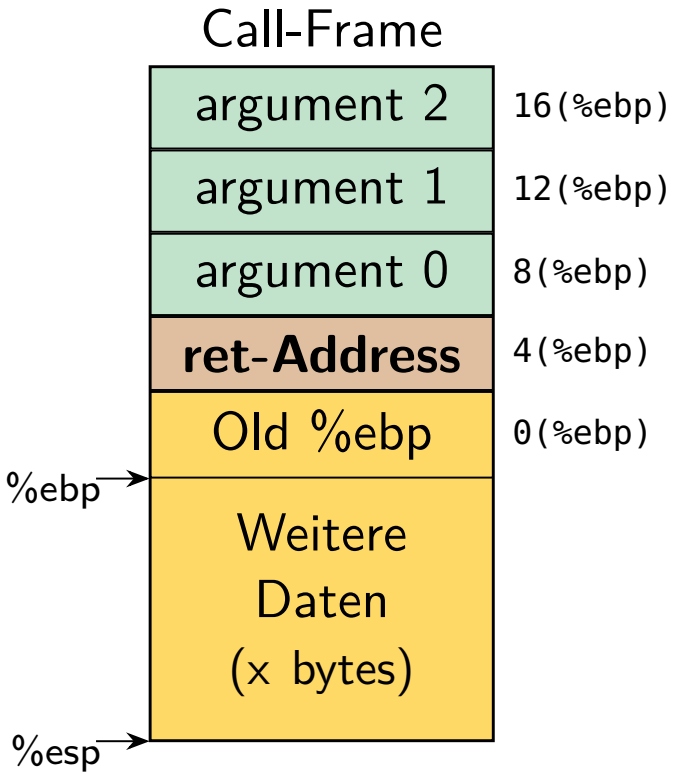
- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1; push arg0;`
2. CPU legt Rücksprungadresse auf den Stack
   - `call bar`

4. Callee kann Raum für lokale Daten anlegen
   - sub x, %esp

Call-Frame auf IA-32/Linux

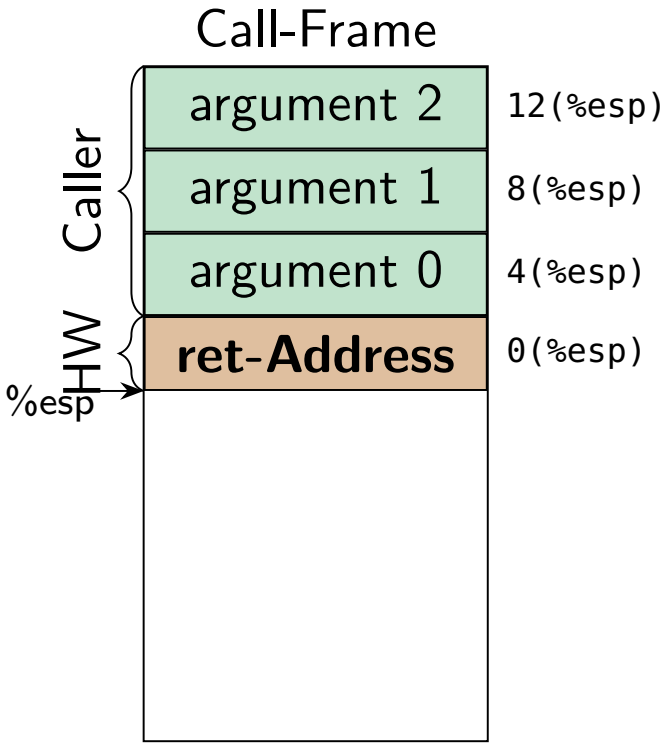


- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1; push arg0;`
2. CPU legt Rücksprungadresse auf den Stack
   - `call bar`
3. Konstante Offsets durch Basiszeiger
   - `push %ebp; mov %esp, %ebp;`
4. Callee kann Raum für lokale Daten anlegen
   - sub x, %esp

Call-Frame auf IA-32/Linux

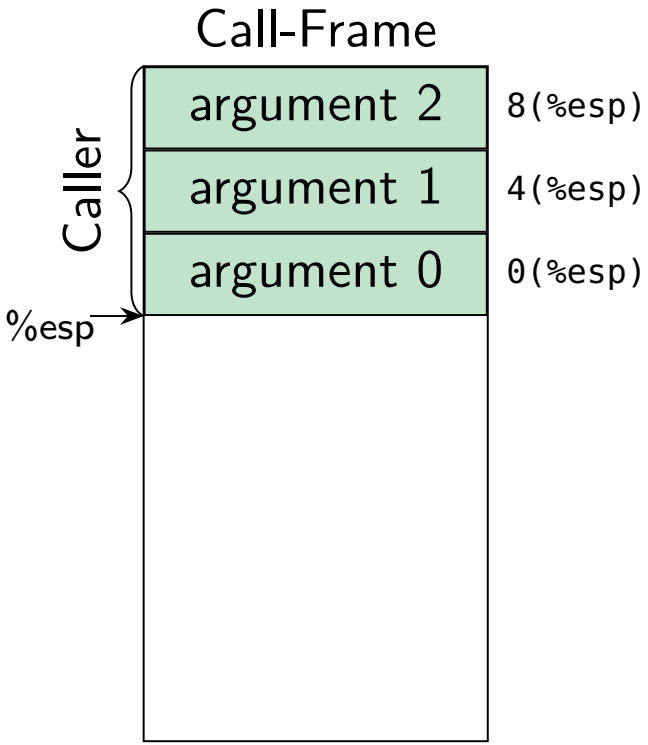


- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1; push arg0;`
2. CPU legt Rücksprungadresse auf den Stack
   - `call bar`
3. Konstante Offsets durch Basiszeiger
   - `push %ebp; mov %esp, %ebp;`
4. Callee kann Raum für lokale Daten anlegen
   - sub x, %esp
5. Return in umgekehrter Reihenfolge

Call-Frame auf IA-32/Linux

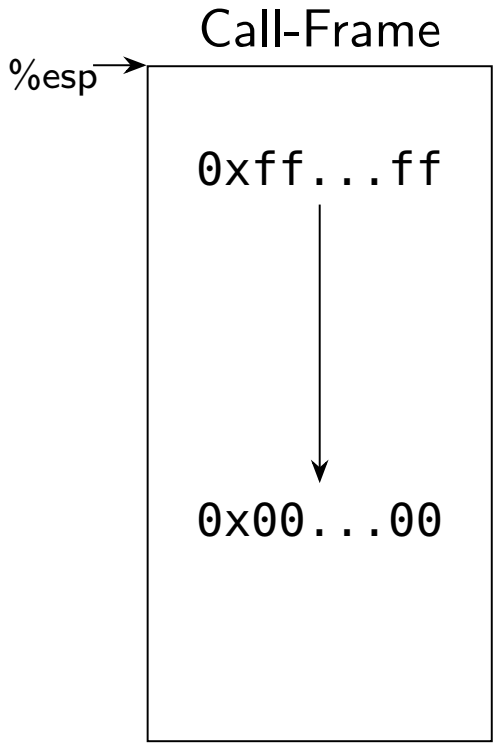


- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1; push arg0;`
2. CPU legt Rücksprungadresse auf den Stack
   - `call bar`
3. Konstante Offsets durch Basiszeiger
   - `push %ebp; mov %esp, %ebp;`
4. Callee kann Raum für lokale Daten anlegen
   - sub x, %esp
5. Return in umgekehrter Reihenfolge

Call-Frame auf IA-32/Linux



- Auf der IA-32 Plattform wächst der Stack von den hohen zu den niedrigen Adressen
- Der Stackpointer is in `%esp`

Aufrufsequenz

1. Argumente von **rechts nach links** ermöglicht Funktionen mit variabler Argumentanzahl
   - `push arg2; push arg1; push arg0;`
2. CPU legt Rücksprungadresse auf den Stack
   - `call bar`
3. Konstante Offsets durch Basiszeiger
   - `push %ebp; mov %esp, %ebp;`
4. Callee kann Raum für lokale Daten anlegen
   - sub x, %esp
5. Return in umgekehrter Reihenfolge

Unterschiede der Aufrufkonventionen

- Übergabe von Argumenten in Registern
  - Die ersten N Argumente können in Registern übergeben werden
  - Spart Speicherzugriffe beim Funktionsaufruf

Unterschiede der Aufrufkonventionen

- Übergabe von Argumenten in Registern
  - Die ersten N Argumente können in Registern übergeben werden
  - Spart Speicherzugriffe beim Funktionsaufruf

- **Trade-Off** zwischen Caller-save/Callee-save Registermengen
  - Wenige Caller-save Register: wenig unnötige Registersicherungen
  - Wenige Callee-save Register: Blattfunktionen können in Registern arbeiten

Unterschiede der Aufrufkonventionen

- Übergabe von Argumenten in Registern
  - Die ersten N Argumente können in Registern übergeben werden
  - Spart Speicherzugriffe beim Funktionsaufruf
- **Trade-Off** zwischen Caller-save/Callee-save Registermengen
  - Wenige Caller-save Register: wenig unnötige Registersicherungen
  - Wenige Callee-save Register: Blattfunktionen können in Registern arbeiten
- Zusätzliche Parameter liefern Aufrufkontext
  - **thiscall**: In C++ wird der this-Zeiger in %ecx übergeben
  - Zieladresse für Rückgabeobjekte im 0. Parameter

Lokale Variablen

Die Welt am Beginn einer Funktion — Parameter: ✓

Nach der Sicherung des alten Basiszeigers, sind die Parameter mit einem konstanten, positiven Offset zum neuen Basiszeiger adressierbar.

```
bar:
 push %ebp
 mov %esp, %ebp
 mov 8(%ebp), %eax
```

Lokale Variablen

Die Welt am Beginn einer Funktion — Parameter: ✓

Nach der Sicherung des alten Basiszeigers, sind die Parameter mit einem konstanten, positiven Offset zum neuen Basiszeiger adressierbar.

```
bar:
 push %ebp
 mov %esp, %ebp
 mov 8(%ebp), %eax
```

- Unendlicher virtueller Registersatz (IR) vs. endlicher realer Registersatz
  - IR-Variablen müssen auf Speicherstellen im Call-Frame abgebildet werden
  - Einfachste Variante: Jede Variable → ein Slot im Call-Frame

```python
for idx, var in enumerate(function.variables):
   var.slot       = idx
   var.ebp_offset = -4 + (-4 * idx)
```

Python

  - Variablenslots werden relativ zum Basiszeiger adressiert

Lokale Variablen

Die Welt am Beginn einer Funktion — Parameter: ✓

Nach der Sicherung des alten Basiszeigers, sind die Parameter mit einem konstanten, positiven Offset zum neuen Basiszeiger adressierbar.

```
bar:
 push %ebp
 mov %esp, %ebp
 mov 8(%ebp), %eax
```

- Unendlicher virtueller Registersatz (IR) vs. endlicher realer Registersatz
  - IR-Variablen müssen auf Speicherstellen im Call-Frame abgebildet werden
  - Einfachste Variante: Jede Variable → ein Slot im Call-Frame

```
for idx, var in enumerate(function.variables):
   var.slot       = idx
   var.ebp_offset = -4 + (-4 * idx)
```
Python

  - Variablenslots werden relativ zum Basiszeiger adressiert
- Komplexer: Colocation von Variablen in Slots + kluge Registerallokation

ISE
SRA

Befehlsauswahl und Registerallokation

Übersetzung des IR-Programms

Befehlsauswahl

Wähle für jeden IR-Befehl eine einzelne oder eine Sequenz aus Maschinenbefehlen aus.

Registerallokation

Bestimme, in welchen Abschnitten eine IR-Variable in ihrem Slot oder in einem CPU-Register lebt.

Übersetzung des IR-Programms

Befehlsauswahl

Wähle für jeden IR-Befehl eine einzelne oder eine Sequenz aus Maschinenbefehlen aus.

Registerallokation

Bestimme, in welchen Abschnitten eine IR-Variable in ihrem Slot oder in einem CPU-Register lebt.

- Abbildung meist nicht eindeutig

  „AMD64 kennt 36 `mov`-Varianten“

  - Unterschiedliche Programmgröße
  - Unterschiedliche Laufzeit
  - Unterschiedlicher Energieverbrauch

- Betrachtung mehrerer IR-Befehle verbessert die Befehlsauswahl

$\Rightarrow$ Für sich: **NP-vollständig**

Übersetzung des IR-Programms

Befehlsauswahl

Wähle für jeden IR-Befehl eine einzelne oder eine Sequenz aus Maschinenbefehlen aus.

- Abbildung meist nicht eindeutig

  „AMD64 kennt 36 `mov`-Varianten“

  - Unterschiedliche Programmgröße
  - Unterschiedliche Laufzeit
  - Unterschiedlicher Energieverbrauch

- Betrachtung mehrerer IR-Befehle verbessert die Befehlsauswahl

⇒ Für sich: **NP-vollständig**

Registerallokation

Bestimme, in welchen Abschnitten eine IR-Variable in ihrem Slot oder in einem CPU-Register lebt.

- Problem bei #Variablen>#Register
- Konsistent für alle Kontrollflüsse
- Massive Performance-Auswirkung
  - CPU-Register: 1 Zyklus
  - L1-Cache (Hit): 4 Zyklen
  - L2-Cache (Hit): 10 Zyklen
  - Speicher: 60-100 Zyklen

⇒ Für sich: **NP-vollständig**

Übersetzung des IR-Programms

Interaktion

Befehlsauswahl

Wähle für jeden IR-Befehl eine einzelne oder eine Sequenz aus Maschinenbefehlen aus.

- Abbildung meist nicht eindeutig

  „AMD64 kennt 36 `mov`-Varianten“

  - Unterschiedliche Programmgröße
  - Unterschiedliche Laufzeit
  - Unterschiedlicher Energieverbrauch

- Betrachtung mehrerer IR-Befehle verbessert die Befehlsauswahl

⇒ Für sich: **NP-vollständig**

Registerallokation

Bestimme, in welchen Abschnitten eine IR-Variable in ihrem Slot oder in einem CPU-Register lebt.

- Problem bei #Variablen>#Register
- Konsistent für alle Kontrollflüsse
- Massive Performance-Auswirkung
  - CPU-Register: 1 Zyklus
  - L1-Cache (Hit): 4 Zyklen
  - L2-Cache (Hit): 10 Zyklen
  - Speicher: 60-100 Zyklen

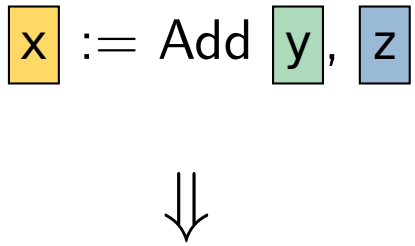
⇒ Für sich: **NP-vollständig**

Alles noch schlimmer: Befehlsauswahl und Registerallokation beeinflussen sich gegenseitig und sind Abhängig von der CPU-Mikroarchitektur.

Minimale Maschinencodeerzeugung

Wenn alles zu kompliziert ist, überlegt man sich den einfachsten Basisfall.

- Befehlsauswahl: Makroexpansion



- Registerallokation: Spilling

Minimale Maschinencodeerzeugung

Wenn alles zu kompliziert ist, überlegt man sich den einfachsten Basisfall.

- Befehlsauswahl: Makroexpansion
  - Jeder IR-Befehl wird zu einer festen Assembler-Sequenz
  - Platzhalter für Registeroperanden

x := Add y, z

⇓

- Registerallokation: Spilling

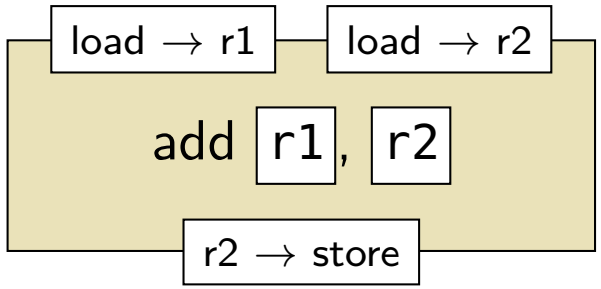
```
add r1, r2
```

Minimale Maschinencodeerzeugung

Wenn alles zu kompliziert ist, überlegt man sich den einfachsten Basisfall.

- Befehlsauswahl: Makroexpansion
  - Jeder IR-Befehl wird zu einer festen Assembler-Sequenz
  - Platzhalter für Registeroperanden
  - Zusätzliche Anweisungen wo und wie die Operanden vorliegen müssen

x := Add y, z

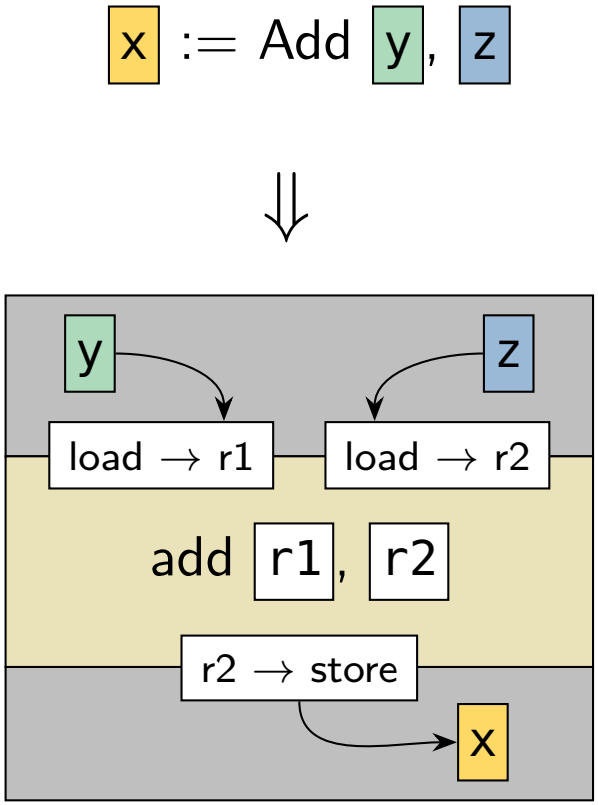


- Registerallokation: Spilling

Minimale Maschinencodeerzeugung

Wenn alles zu kompliziert ist, überlegt man sich den einfachsten Basisfall.

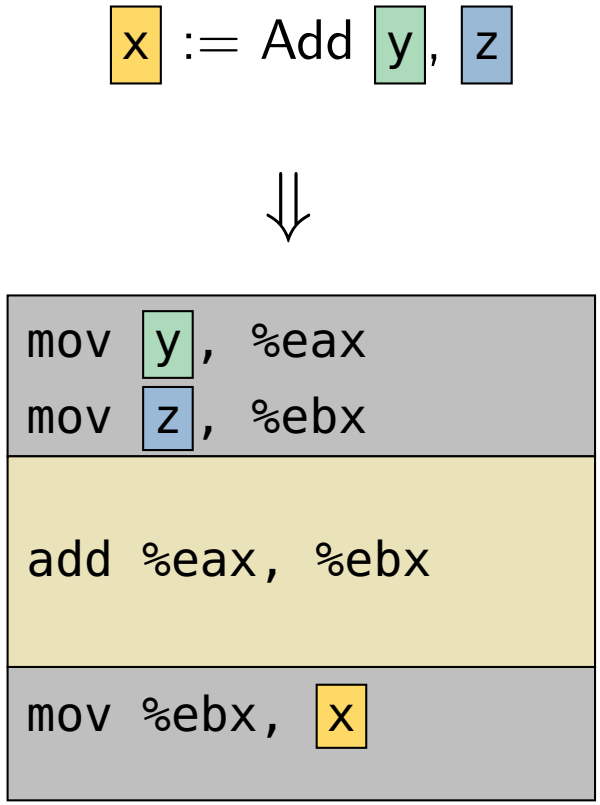
- Befehlsauswahl: Makroexpansion
  - Jeder IR-Befehl wird zu einer festen Assembler-Sequenz
  - Platzhalter für Registeroperanden
  - Zusätzliche Anweisungen wo und wie die Operanden vorliegen müssen
  - Muster für jede Instruktion instantiieren
- Registerallokation: Spilling



Minimale Maschinencodeerzeugung

Wenn alles zu kompliziert ist, überlegt man sich den einfachsten Basisfall.

- Befehlsauswahl: Makroexpansion
  - Jeder IR-Befehl wird zu einer festen Assembler-Sequenz
  - Platzhalter für Registeroperanden
  - Zusätzliche Anweisungen wo und wie die Operanden vorliegen müssen
  - Muster für jede Instruktion instantiieren
- Registerallokation: Spilling
  - Spilling: Variablenwert aus einem Register in den Speicher schreiben.
  - Variablen immer neuladen
  - Ergebnisse direkt spillen



Minimale Maschinencodeerzeugung

Wenn alles zu kompliziert ist, überlegt man sich den einfachsten Basisfall.

- Befehlsauswahl: Makroexpansion
  - Jeder IR-Befehl wird zu einer festen Assembler-Sequenz
  - Platzhalter für Registeroperanden
  - Zusätzliche Anweisungen wo und wie die Operanden vorliegen müssen
  - Muster für jede Instruktion instantiieren
- Registerallokation: Spilling
  - Spilling: Variablenwert aus einem Register in den Speicher schreiben.
  - Variablen immer neuladen
  - Ergebnisse direkt spillen
  - Jede Variable hat einen Speicherslot

x := Add y, z

```
mov 8(%ebp), %eax
mov -8(%ebp), %ebx

add %eax, %ebx

mov %ebx, -4(%ebp)
```

Probleme der Minimallösung

3 Probleme:

Probleme der Minimallösung

3 Probleme: **Ineffizient**

Probleme der Minimallösung

3 Probleme: **Ineffizient, Ineffizient**

Probleme der Minimallösung

3 Probleme: **Ineffizient, Ineffizient, Ineffizient.**

- Ständig werden Register, völlig ohne Not, gesichert und geladen
  - In Registern vorgeladene Variablen werden verworfen
  - Hauptteil des Programms macht nur noch Spilling
  - Speicherzugriffe sind, trotz Cache, langsamer

```
...
mov %ebx, -8(%ebp)
mov -8(%ebp), %eax
...
```

Probleme der Minimallösung

3 Probleme: **Ineffizient, Ineffizient, Ineffizient.**

- Ständig werden Register, völlig ohne Not, gesichert und geladen
  - In Registern vorgeladene Variablen werden verworfen
  - Hauptteil des Programms macht nur noch Spilling
  - Speicherzugriffe sind, trotz Cache, langsamer

```
...
mov %ebx, -8(%ebp)
mov -8(%ebp), %eax
...
```

- Starre Ersetzungsmuster nutzen komplexe CPU Befehle nicht
  - Besonders bei CISC sind Befehle oft sehr mächtig
  - IR-Ops sind absichtlich einfach und HW-unabhängig
  - Ein Befehl überdeckt mehrere IR-Befehle

```
imul %ebx, 8
add %eax, %ebx
mov (%ebx), %eax
```

```
mov (%eax,%ebx,8), %eax
```

Probleme der Minimallösung

3 Probleme: **Ineffizient, Ineffizient, Ineffizient.**

- Ständig werden Register, völlig ohne Not, gesichert und geladen
  - In Registern vorgeladene Variablen werden verworfen
  - Hauptteil des Programms macht nur noch Spilling
  - Speicherzugriffe sind, trotz Cache, langsamer

```
...
mov %ebx, -8(%ebp)
mov -8(%ebp), %eax
...
```

- Starre Ersetzungsmuster nutzen komplexe CPU Befehle nicht
  - Besonders bei CISC sind Befehle oft sehr mächtig
  - IR-Ops sind absichtlich einfach und HW-unabhängig
  - Ein Befehl überdeckt mehrere IR-Befehle

```
imul %ebx, 8
add %eax, %ebx
mov (%ebx), %eax
```

```
mov (%eax,%ebx,8), %eax
```

- Starre Befehlsreihenfolgen ignorieren moderne Mikroarchitekturen
  - Moderne Prozessoren arbeiten Pipelined, Out-of-Order und Superskalar
  - Befehle können im „Windschatten“ anderer Befehle ausgeführt werden
  - Reihenfolge der Befehle hat massiven Einfluss auf die Ausführungszeit

Probleme der Minimallösung

3 Probleme: **Ineffizient, Ineffizient, Ineffizient.**

- Ständig werden Register, völlig ohne Not, gesichert und geladen
  - In Registern
  - Hauptteil de
  - Speicherzugriffe sind, trotz Cache, langsamer

Globale(re) Registerallokation

```
ebx, -8(%ebp)
mov -8(%ebp), %eax
...
```

- Starre Ersetzungsmuster nutzen komplexe CPU Befehle nicht
  - Besonders b
  - IR-Ops sind
  - Ein Befehl überdeckt mehrere IR-Befehle

Peephole-Optimizer

```
imul %ebx, 8
%ebx
, %eax
```

```
mov (%eax,%ebx,8), %eax
```

- Starre Befehlsreihenfolgen ignorieren moderne Mikroarchitekturen
  - Moderne P
  - Befehle kö
  - Reihenfolge der Befehle hat massiven Einfluss auf die Ausführungszeit

Instruktions-Scheduling

Ein Registerallokator mit Gedächtnis

Die Minimallösung vergisst nach jeder Instruktion alles.

- **Idee**: Der Registersatz ist Cache für die Speicher-Variablenslots
  - Bereits in Register geladene Variablen sollen wiederverwendet werden
  - Veränderte Variablen werden erst verzögert zurückgeschrieben
  - Variablen leben in ihrem Slot **oder** in einem Register

Ein Registerallokator mit Gedächtnis

Die Minimallösung vergisst nach jeder Instruktion alles.

- **Idee**: Der Registersatz ist Cache für die Speicher-Variablenslots
  - Bereits in Register geladene Variablen sollen wiederverwendet werden
  - Veränderte Variablen werden erst verzögert zurückgeschrieben
  - Variablen leben in ihrem Slot **oder** in einem Register
- Registerallokation auf Granularität eines Basisblocks
  - Verschränkung von Registerallokation (RA) und Makroexpansion (ME)
  - ME weist RA an Variablen zu laden bzw. Register zurückzuschreiben
  - RA führt währenddessen Buch über den Zustand des Registersatzes

```
def emit_Add(self, instr):  # Makroexpansion für dst := Add lhs, rhs
    reg_lhs = self.RA.load(instr.lhs)
    reg_rhs = self.RA.load(instr.rhs, modify=True)
    self.emit_instr("add", reg_lhs, reg_rhs)
    self.RA.write(reg_rhs, instr.dst)
```

  - LLVM bietet mit `RegAllocFast.cpp` eine ähnliche Heuristik

Interface des Allokators

- Synchronisation zwischen Allokator und Expansion mittels Hooks
  - `def before_Function(func)` – Variablenslots festlegen
  - `def before_BasisBlock(bb)` – Zurücksetzen des Allokatorzustandes
  - `def before_Instruction(instr)` – Sonderbehandlung von `Call`, `Goto`...
- Allokieren eines leeren Registers: `def alloc_register(reg=None)`
  - Wenn kein Register vorgegeben wird, wählt der Allokator eines aus
  - Noch ungesicherte Ergebnisse werden ggf. in den Variablenslot gespeichert
- Lade Variable nach Register: `def load(src, dst_reg=None, modify=False)`
  - Sorgt dafür, dass `src` in einem Register vorliegt
  - Mit `dst_reg` können wir ein spezifisches Register verlangen
  - Mit `modify` zeigen wir an, ob wir das Register verändern werden
- Schreibe Register nach Variable: `def write(src_reg, dst_var)`
  - `dst_var` wird zukünftig den Wert `src_reg` haben
  - Das Schreiben in den Speicher kann verzögert erfolgen

Zustand des Allokators

	eax	ebx	ecx	edx
free				
value				
dirty				

- Während seiner Arbeit trackt der Allokator den Registerzustand
  - `free`: Wurde das Register für die aktuelle Instruktion schon benutzt?
  - `value`: Welche Variable lebt aktuell in diesem Register?
  - `dirty`: Muss der Wert noch in den Slot zurückgeschrieben werden?

Zustand des Allokators

	eax	ebx	ecx	edx
free	yes	no	yes	no
value	–	a	b	c
dirty	–	no	yes	no

- Während seiner Arbeit trackt der Allokator den Registerzustand
  - `free`: Wurde das Register für die aktuelle Instruktion schon benutzt?
  - `value`: Welche Variable lebt aktuell in diesem Register?
  - `dirty`: Muss der Wert noch in den Slot zurückgeschrieben werden?

- **Beispielbelegung**

eax Nicht Herausgegeben; Nichts geladen
ebx Herausgegeben; Variable a geladen; Synchronisiert mit Speicher
ecx Nicht Herausgegeben; Variable b geladen; Rückschreiben erforderlich
edx Herausgegeben; Variable c geladen; Synchronisiert mit Speicher

alloc_register()

	eax	ebx	ecx	edx
free	yes	no	yes	no
value	–	a	b	c
dirty	–	no	yes	no

- **Vorbereitung**: Vor jeder Instruktion setzen wir `free` zurück
  - Jedes Register kann in jeder Instruktion verwendet werden
  - Herausgabe eines Registers erzeugt Kosten für Spilling und Neuladen

alloc_register()

	eax	ebx	ecx	edx
free	yes	yes	yes	yes
value	–	a	b	c
dirty	–	no	yes	no

- **Vorbereitung**: Vor jeder Instruktion setzen wir `free` zurück
  - Jedes Register kann in jeder Instruktion verwendet werden
  - Herausgabe eines Registers erzeugt Kosten für Spilling und Neuladen

alloc_register()

	eax	ebx	ecx	edx
free	yes	yes	yes	yes
value	–	a	b	c
dirty	–	no	yes	no

- **Vorbereitung**: Vor jeder Instruktion setzen wir `free` zurück
  - Jedes Register kann in jeder Instruktion verwendet werden
  - Herausgabe eines Registers erzeugt Kosten für Spilling und Neuladen
- Priorisierte Allokation von Registern für die Befehlsauswahl

alloc_register()

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	yes	yes	yes
value	–	a	b	c
dirty	–	no	yes	no

- **Vorbereitung**: Vor jeder Instruktion setzen wir `free` zurück
  - Jedes Register kann in jeder Instruktion verwendet werden
  - Herausgabe eines Registers erzeugt Kosten für Spilling und Neuladen
- Priorisierte Allokation von Registern für die Befehlsauswahl
  - Leere Register erzeugen keine Folgekosten (Kosten: 0 `mov`)

alloc_register()

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	yes	yes
value	–	–	b	c
dirty	–	–	yes	no

- **Vorbereitung**: Vor jeder Instruktion setzen wir `free` zurück
  - Jedes Register kann in jeder Instruktion verwendet werden
  - Herausgabe eines Registers erzeugt Kosten für Spilling und Neuladen
- Priorisierte Allokation von Registern für die Befehlsauswahl
  - Leere Register erzeugen keine Folgekosten (Kosten: 0 `mov`)
  - Wert-Neuladen für saubere, aber belegte Register (Kosten: 1 `mov`)
    Wissen über aktuellen Wert wird gelöscht

alloc_register()

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	yes	no
value	–	–	b	–
dirty	–	–	yes	–

- **Vorbereitung**: Vor jeder Instruktion setzen wir `free` zurück
  - Jedes Register kann in jeder Instruktion verwendet werden
  - Herausgabe eines Registers erzeugt Kosten für Spilling und Neuladen
- Priorisierte Allokation von Registern für die Befehlsauswahl
  - Leere Register erzeugen keine Folgekosten (Kosten: 0 `mov`)
  - Wert-Neuladen für saubere, aber belegte Register (Kosten: 1 `mov`)
    Wissen über aktuellen Wert wird gelöscht

alloc_register()

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	no	no
value	–	–	–	–
dirty	–	–	–	–

- **Vorbereitung**: Vor jeder Instruktion setzen wir `free` zurück
  - Jedes Register kann in jeder Instruktion verwendet werden
  - Herausgabe eines Registers erzeugt Kosten für Spilling und Neuladen
- Priorisierte Allokation von Registern für die Befehlsauswahl
  - Leere Register erzeugen keine Folgekosten (Kosten: 0 `mov`)
  - Wert-Neuladen für saubere, aber belegte Register (Kosten: 1 `mov`)
    Wissen über aktuellen Wert wird gelöscht
  - Spilling und Wert-Neuladen für dreckige Register (Kosten: 2 `mov`)
    Der Allokator emittiert direkt einen Spill-Befehl für das Register

write(src_reg, dst)

- Befehlsauswahl hat Befehle emittiert, die `src_reg` beschrieben haben
  - Registerinhalt soll in Zukunft als `dst`-Variable verfügbar sein
  - Verzögertes Herausschreiben der Variable in ihren Speicherslot

write(src_reg, dst)

	eax	ebx	ecx	edx
free	yes	yes	yes	yes
value	–	–	–	–
dirty	–	–	–	–

- Befehlsauswahl hat Befehle emittiert, die `src_reg` beschrieben haben
  - Registerinhalt soll in Zukunft als `dst`-Variable verfügbar sein
  - Verzögertes Herausschreiben der Variable in ihren Speicherslot
- **Beispiel**: Zuweisung zwischen zwei Variablen `b := Assign a`

```
def emit_Assign(instr):
    src = self.RA.load(instr.src)
    dst = self.RA.alloc_register()
    self.emit_instr("mov", src, dst)
    self.RA.write(src, instr.dst)
```

write(src_reg, dst)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	yes	yes	yes
value	a	–	–	–
dirty	no	–	–	–

- Befehlsauswahl hat Befehle emittiert, die `src_reg` beschrieben haben
  - Registerinhalt soll in Zukunft als `dst`-Variable verfügbar sein
  - Verzögertes Herausschreiben der Variable in ihren Speicherslot
- **Beispiel**: Zuweisung zwischen zwei Variablen `b := Assign a`

```
def emit_Assign(instr):
    src = self.RA.load(instr.src)
    dst = self.RA.alloc_register()
    self.emit_instr("mov", src, dst)
    self.RA.write(src, instr.dst)
```

```
mov -8(%ebp), %eax
```

write(src_reg, dst)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	yes	yes
value	a	–	–	–
dirty	no	–	–	–

- Befehlsauswahl hat Befehle emittiert, die `src_reg` beschrieben haben
  - Registerinhalt soll in Zukunft als `dst`-Variable verfügbar sein
  - Verzögertes Herausschreiben der Variable in ihren Speicherslot
- **Beispiel**: Zuweisung zwischen zwei Variablen `b := Assign a`

```
def emit_Assign(instr):
    src = self.RA.load(instr.src)
    dst = self.RA.alloc_register()
    self.emit_instr("mov", src, dst)
    self.RA.write(src, instr.dst)
```

```
mov -8(%ebp), %eax
```

write(src_reg, dst)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	yes	yes
value	a	–	–	–
dirty	no	–	–	–

- Befehlsauswahl hat Befehle emittiert, die `src_reg` beschrieben haben
  - Registerinhalt soll in Zukunft als `dst`-Variable verfügbar sein
  - Verzögertes Herausschreiben der Variable in ihren Speicherslot
- **Beispiel**: Zuweisung zwischen zwei Variablen `b := Assign a`

```
def emit_Assign(instr):
    src = self.RA.load(instr.src)
    dst = self.RA.alloc_register()
    self.emit_instr("mov", src, dst)
    self.RA.write(src, instr.dst)
```

```
mov -8(%ebp), %eax
mov %eax, %ebx
```

write(src_reg, dst)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	yes	yes
value	a	b	–	–
dirty	no	yes	–	–

- Befehlsauswahl hat Befehle emittiert, die `src_reg` beschrieben haben
  - Registerinhalt soll in Zukunft als `dst`-Variable verfügbar sein
  - Verzögertes Herausschreiben der Variable in ihren Speicherslot
- **Beispiel**: Zuweisung zwischen zwei Variablen `b := Assign a`

```
def emit_Assign(instr):
    src = self.RA.load(instr.src)
    dst = self.RA.alloc_register()
    self.emit_instr("mov", src, dst)
    self.RA.write(src, instr.dst)
```

```
mov -8(%ebp), %eax
mov %eax, %ebx
```

- `write()` setzt nur `value` und `dirty`
- `mov %ebx, -12(%ebx)` geschieht später

load(src)

	eax	ebx	ecx	edx
free	yes	yes	yes	yes
value	–	a	c	b
dirty	–	no	yes	yes

- Laden einer Variable in ein beliebiges Register

load(src)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	yes	yes	yes
value	z	a	c	b
dirty	no	no	yes	yes

- Laden einer Variable in ein beliebiges Register
  - Basisfall: Variable ist nicht geladen → `alloc_register()` + Ladebefehl

load(src)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	yes	yes
value	z	a	c	b
dirty	no	no	yes	yes

- Laden einer Variable in ein beliebiges Register
  - Basisfall: Variable ist nicht geladen → `alloc_register()` + Ladebefehl
  - Bereits geladen und sauber → Register allokiert markieren und herausgeben

load(src)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	no	yes
value	z	a	c	b
dirty	no	no	yes	yes

- Laden einer Variable in ein beliebiges Register
  - Basisfall: Variable ist nicht geladen → `alloc_register()` + Ladebefehl
  - Bereits geladen und sauber → Register allokiert markieren und herausgeben
  - Variable bereits geladen, aber dreckig
    - Der Aufrufer will die Variable nicht verändern → wie geladen und sauber

load(src)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	no	no
value	z	a	c	b
dirty	no	no	yes	no

- Laden einer Variable in ein beliebiges Register
  - Basisfall: Variable ist nicht geladen → `alloc_register()` + Ladebefehl
  - Bereits geladen und sauber → Register allokiert markieren und herausgeben
  - Variable bereits geladen, aber dreckig
    - Der Aufrufer will die Variable nicht verändern → wie geladen und sauber
    - `load(src, modify=True)` → Register vorher spillen

load(src)

	eax	ebx	ecx	edx
free	no	no	no	no
value	z	a	c	b
dirty	no	no	yes	no

- Laden einer Variable in ein beliebiges Register
  - Basisfall: Variable ist nicht geladen → `alloc_register()` + Ladebefehl
  - Bereits geladen und sauber → Register allokiert markieren und herausgeben
  - Variable bereits geladen, aber dreckig
    - Der Aufrufer will die Variable nicht verändern → wie geladen und sauber
    - `load(src, modify=True)` → Register vorher spillen
- Laden einer Variable in ein spezifisches Register
  - Manchmal brauchen wir etwas in einem spezifischen Register `ret/%eax`
  - Bereits geladenen Wert mit `xchg` austauschen

Besondere Situationen für den Allokator

- Datenflüsse, die die Grenzen der Basisblöcke überschreiten
  - Basisblock-Übergreifende Registervergabe ist viel schwieriger
  - Werte müssten in allen Vorgängern in den selben Registern sein

$\Rightarrow$ Wir starten jeden Basisblock mit einem leeren Zustand

Besondere Situationen für den Allokator

- Datenflüsse, die die Grenzen der Basisblöcke überschreiten
  - Basisblock-Übergreifende Registervergabe ist viel schwieriger
  - Werte müssten in allen Vorgängern in den selben Registern sein

  $\Rightarrow$ Wir starten jeden Basisblock mit einem leeren Zustand

- Funktionsaufrufe und Sprünge
  - Funktionen/andere Basisblöcke könnten die Variablen aus dem Speicher lesen
  - Funktionen können Speicher verändern

  $\Rightarrow$ Alle Register sichern und Zustand zurücksetzen

Besondere Situationen für den Allokator

- Datenflüsse, die die Grenzen der Basisblöcke überschreiten
  - Basisblock-Übergreifende Registervergabe ist viel schwieriger
  - Werte müssten in allen Vorgängern in den selben Registern sein

  $\Rightarrow$ Wir starten jeden Basisblock mit einem leeren Zustand

- Funktionsaufrufe und Sprünge
  - Funktionen/andere Basisblöcke könnten die Variablen aus dem Speicher lesen
  - Funktionen können Speicher verändern

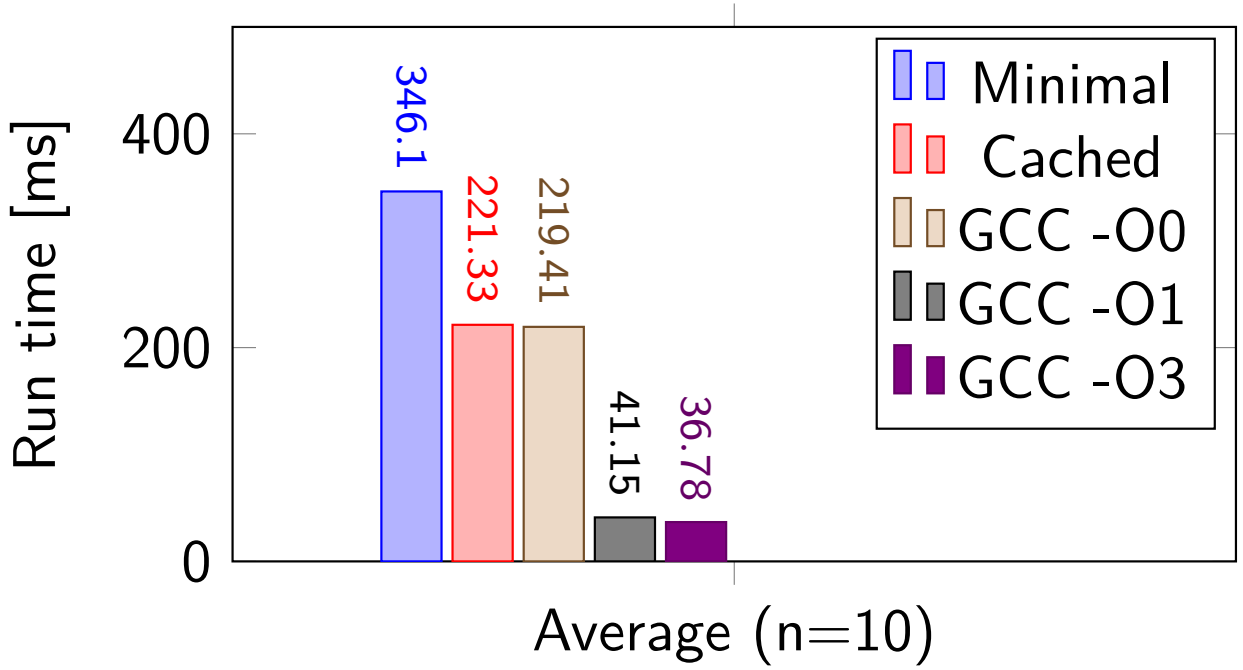
  $\Rightarrow$ Alle Register sichern und Zustand zurücksetzen

- Speicheroperationen haben wieder ein **Alias-Problem**
  - Wir wissen nicht, ob der gelesene/geschriebene Zeiger auf eine Variable zeigt
  - `Store` könnte Registerwerte invalidieren, `Load` könnte alte Werte lesen

  $\Rightarrow$ Wir sichern/invalidieren Register, die jemals referenzierte Variablen enthalten

```
ptr := Reference var
```

Benchmark



- Evaluation der beiden Allokatoren und Gegenüberstellung mit GCC
  - Benchmark: Iterativer Fibonacci, `fib_iter(100000000)`
  - Evaluationssystem: i7 6600 @ 2.60 Ghz, 32-Bit Modus
  - Test-Setup: `perf stat -r 10 ./a.out`

⇒ PSÜ-Übersetzer mit Optimierungen ist Vergleichbar mit `gcc -O0`

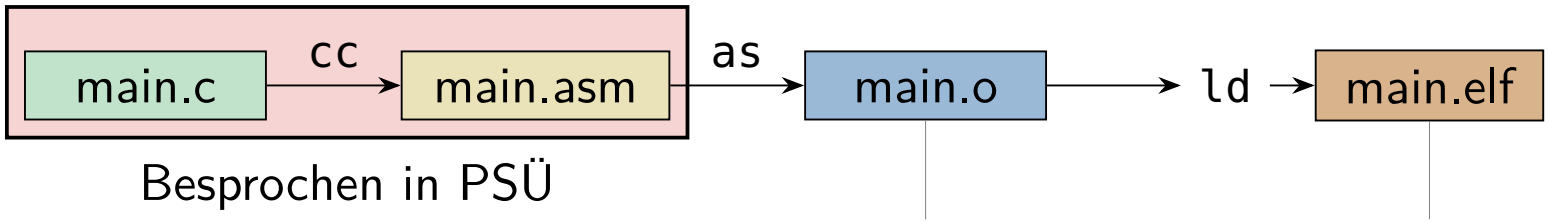
⇒ GCC kann natürlich noch viel besseren Code erzeugen

ISE SRA

Programme und Prozesse

Übersicht des restlichen Übersetzungsvorgang

In den letzten 10 Vorlesungen haben wir gelernt, aus Quellcode Assembler zu machen. Daraus muss noch ein Programm erzeugt werden, das als Prozess gestartet und ausgeführt werden kann.



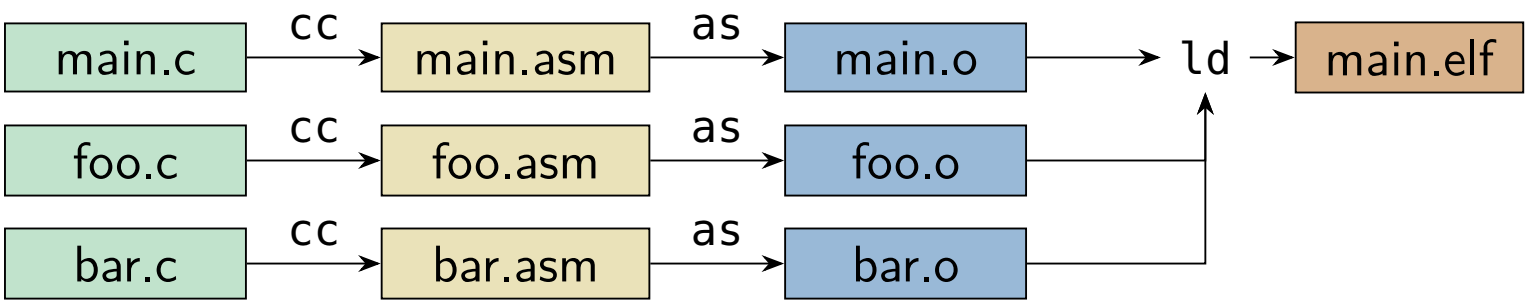
cc: Übersetzer
as: Assembler
ld: Linker

Objekt-Datei
- Bereits Binärcode
- Symbolische Funktionsnamen

Binärdatei
- Aufgelößte Referenzen
- Speicherlayout ist festgelegt

Übersicht des restlichen Übersetzungsvorgang

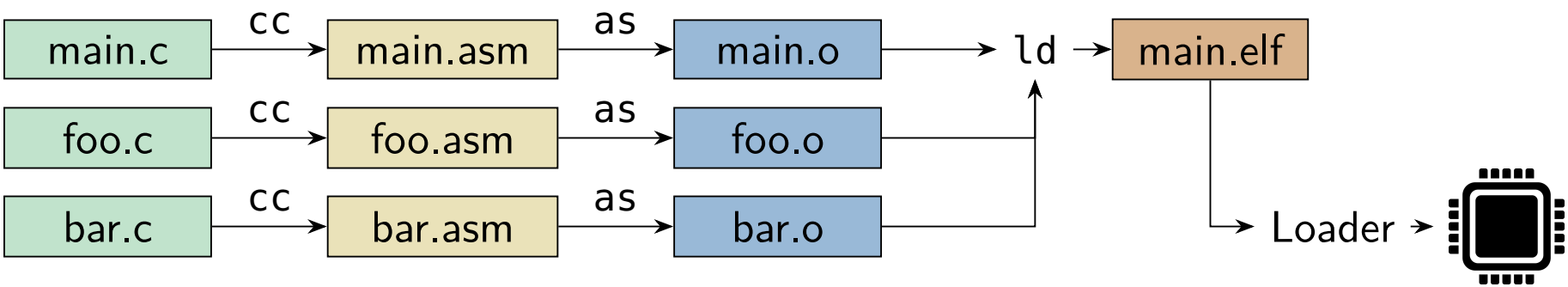
In den letzten 10 Vorlesungen haben wir gelernt, aus Quellcode Assembler zu machen. Daraus muss noch ein Programm erzeugt werden, das als Prozess gestartet und ausgeführt werden kann.



- Aber da ist noch mehr...
  - Seperate Übersetzung ermöglicht inkrementelles Neuübersetzen

Übersicht des restlichen Übersetzungsvorgang

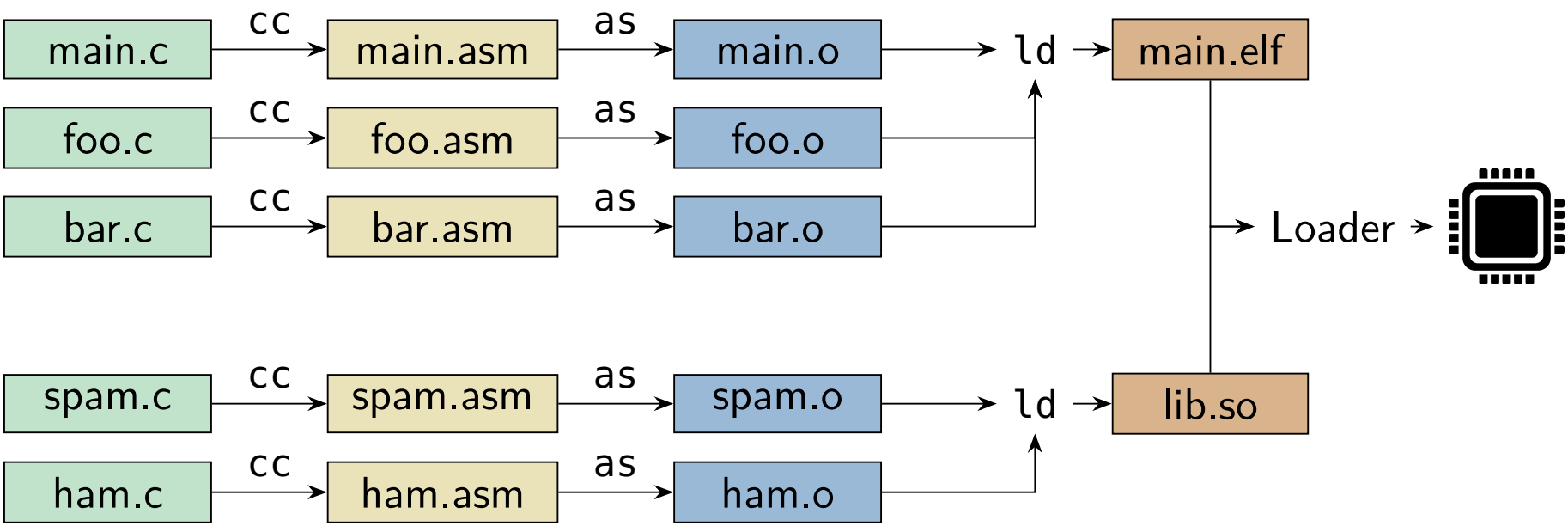
In den letzten 10 Vorlesungen haben wir gelernt, aus Quellcode Assembler zu machen. Daraus muss noch ein Programm erzeugt werden, das als Prozess gestartet und ausgeführt werden kann.



- Aber da ist noch mehr...
  - Seperate Übersetzung ermöglicht inkrementelles Neuübersetzen
  - Der Loader bringt die Binärdatei in den Prozessspeicher

Übersicht des restlichen Übersetzungsvorgang

In den letzten 10 Vorlesungen haben wir gelernt, aus Quellcode Assembler zu machen. Daraus muss noch ein Programm erzeugt werden, das als Prozess gestartet und ausgeführt werden kann.



- Aber da ist noch mehr...
  - Seperate Übersetzung ermöglicht inkrementelles Neuübersetzen
  - Der Loader bringt die Binärdatei in den Prozessspeicher
  - Gemeinsame Bibliotheken erlauben es, Binärcode zu teilen

Das Executable and Linkable Format (ELF)

- ELF ist **das** Dateiformat für übersetzten Programmcode unter Linux
  - Objektdateien, Bibliotheken und Binärprogramme werden als ELF gespeichert
  - Andere Plattformen haben ähnliche Formate: Mach-O (Mac), PE (Windows)
  - Es gibt viele Tools, um ELF-Dateien zu inspizieren und zu verarbeiten
- ELFs speichern Code/Daten zusammen mit anderen Metadaten
  - `readelf -a ELF` liefert eine Übersicht über die Metadaten
  - Metadaten werden im Link-Prozess ergänzt und festgelegt
- Ein ELF beinhaltet zwei Sichten auf Programmdaten

Link View

- Informationen für den Linker
- Welche Funktionen werden definiert?
- Welche Funktionen werden aufgerufen?
- Nebenbedingungen für das Arrangieren von Code/Daten

Load View

- Informationen für den Loader
- Welcher Dateiabschnitt gehört an welche virtuelle Speicheradresse?
- Was wird ausführbar/schreibbar/lesbar?
- Müssen Bibliotheken geladen werden?

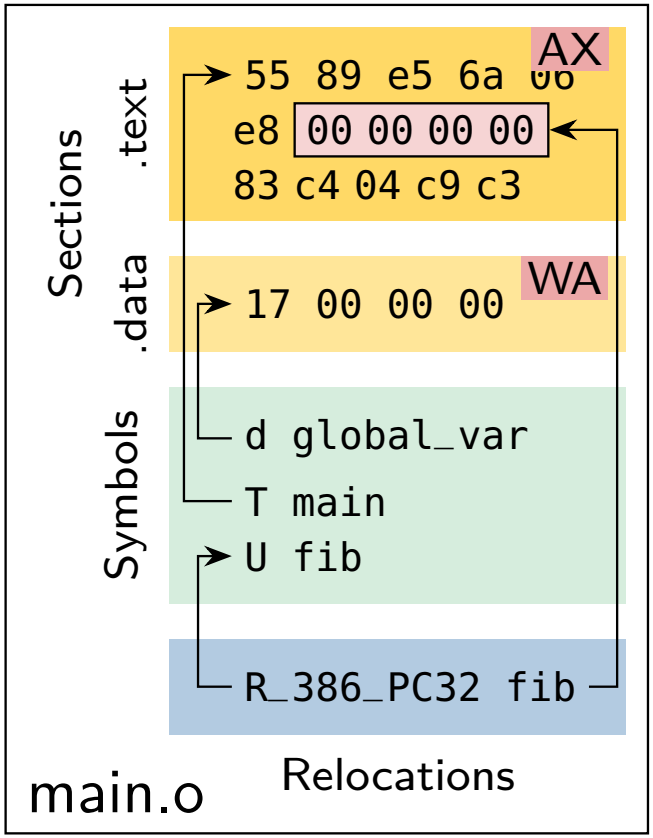
ELF: Link View

```
.text
main:
  push  %ebp
  mov   %esp, %ebp
  push  $6
  call  fib
  add   $4, %esp
  leave
  ret

.data
global_var:
  .long 23
```

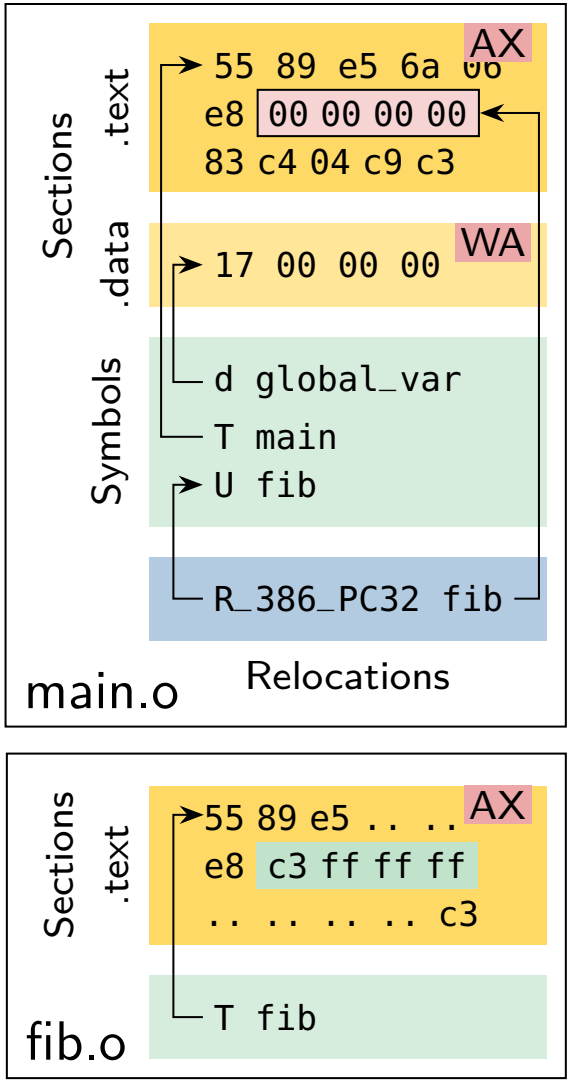
- Assembler erzeugt Objektdatei im ELF-Format
  - Assembler-Befehle werden zu Maschinencode
  - Pseudo-Instruktionen steuern die Codeerzeugung
  - Definition und Verwendung symbolischer Namen

ELF: Link View

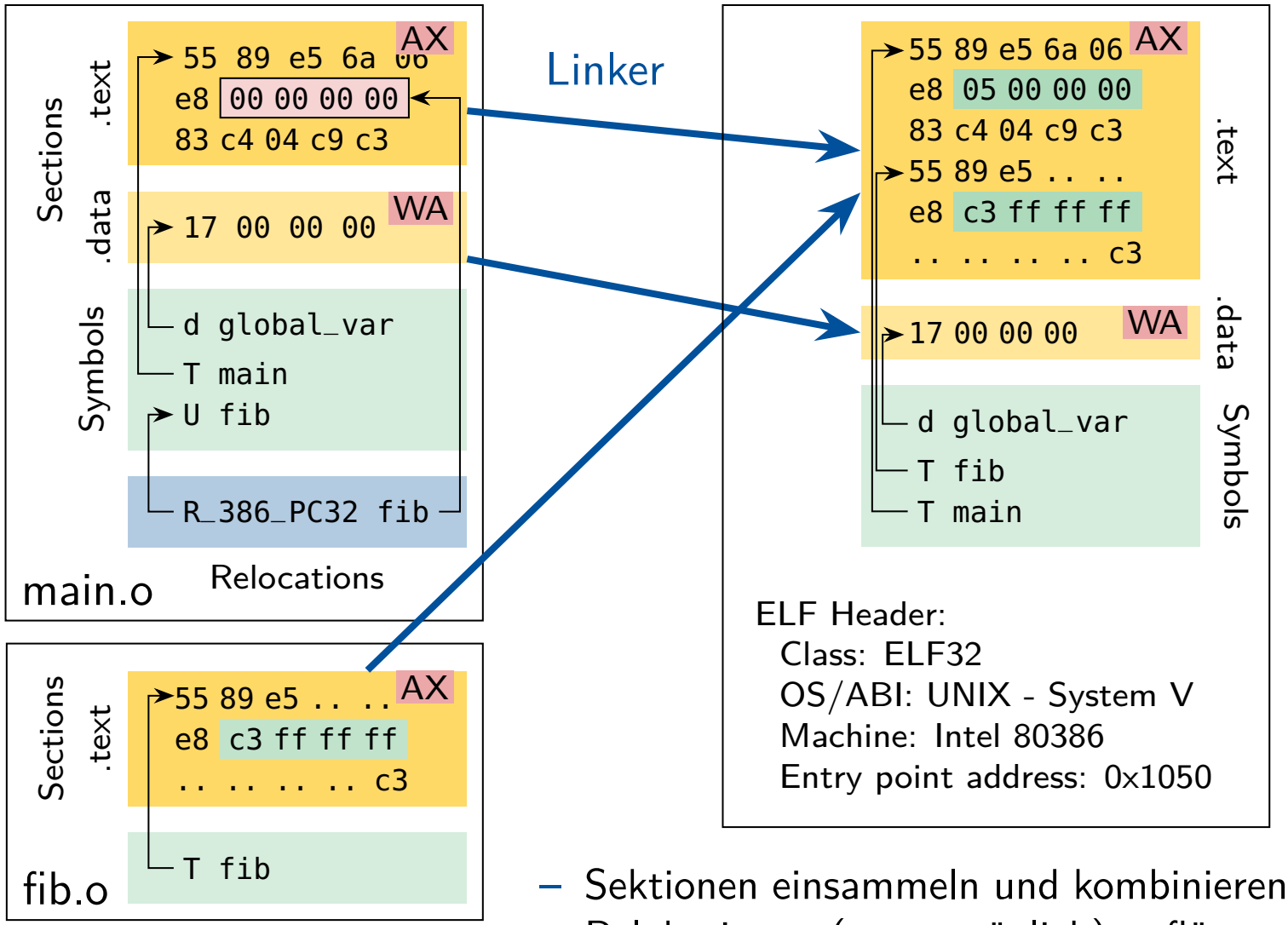


- Assembler erzeugt Objektdatei im ELF-Format
  - Assembler-Befehle werden zu Maschinencode
  - Pseudo-Instruktionen steuern die Codeerzeugung
  - Definition und Verwendung symbolischer Namen
- Sektionen enthalten Daten, Code und Metadaten
  - Flags: Allokiert(A), Ausführbar(X), Schreibbar(W)
  - Relative Sprünge (`Goto`) bereits aufgelöst
  - Lücken für noch unbekannte Werte
  - Tool: `objdump -D ELF`
- Symbole geben einzelnen Bytes einen Namen
  - Symbole in diesem ELF definiert sein (z.B. `main`)
  - Undefinierte Symbole werden noch aufgelößt
  - Tool: `nm ELF`
- Relokationen sind Modifikationsregeln
  - Wo muss der Linker den Code modifizieren?
  - Bsp.: `&fib` wird als PC-relative Adresse eingefügt
  - Tool: `objdump -r ELF`

ELF: Was geschieht beim Linken?



ELF: Was geschieht beim Linken?

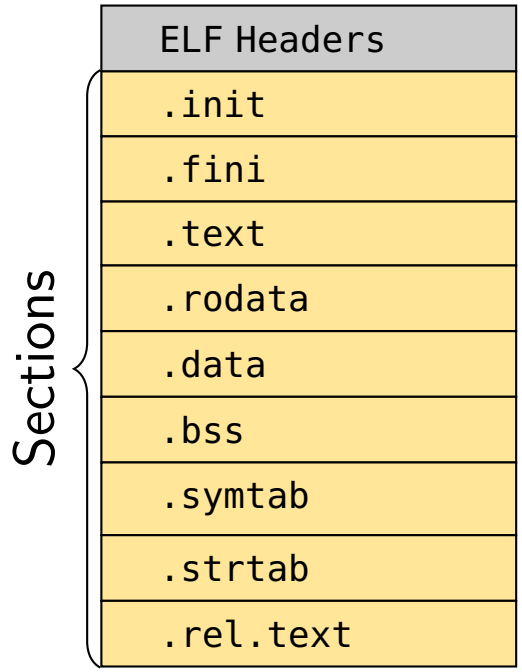


- Sektionen einsammeln und kombinieren
- Relokationen (wenn möglich) auflösen
- Startadresse wird festgelegt

ELF: Load View

- Linker und Loader haben unterschiedliche Sichten auf die Binärdatei
  - Der Loader arbeitet mit Segmenten und Bibliotheksreferenzen
  - Der Ladeprozess soll möglichst schnell und einfach sein
  - Sektionen (und Symbole) werden für den Load View nicht benötigt `strip`
- Das Laden geschieht auf Granularität von Segmenten
  - Im ELF: Dateioffset und Länge des Segments
  - Im Prozess: Ziel-Adresse, Länge der Allokation und Zugriffsrechte
- Shared Libraries sind ebenfalls ELF-Dateien
  - Symbole können für andere ELF-Dateien exportiert werden
  - ELF-Dateien können Bibliotheken und exportiere Symbole anfordern
  - Angeforderte Bibliotheken werden mitgeladen und die Importe aufgelöst

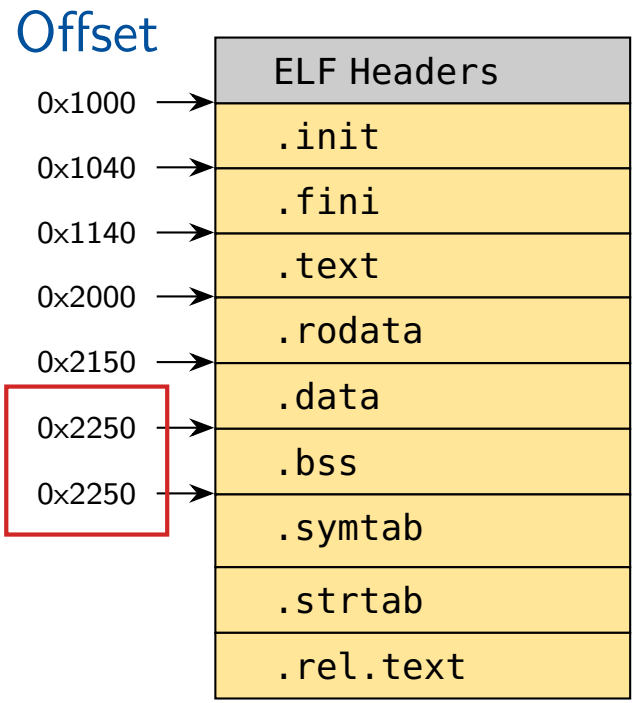
Was geschieht beim Laden?




```
elf = ELF("main")                    # Ein minimaler Loader (ohne Libraries)
AS  = AddressSpace()
for seg in elf.program_headers:
   va_start = seg.VirtAddr or 0xf0000
   AS[va_start...seg.MemSize ] = 0
   AS[va_start...seg.FileSize] = ELF[seg.Offset...seg.FileSize]
   AS[va_start...seg.MemSize ].setFlags(seg.Flg)
os.StartProzess(as=AS, eip = ELF.EntryPoint, esp=0xf0fff)
```

Pseudo Code

Was geschieht beim Laden?



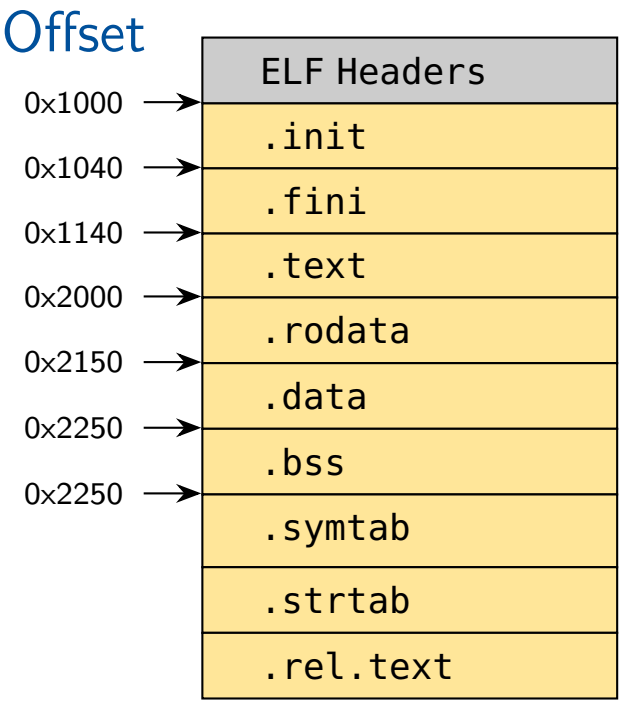
Segmente

Type	Offset	VirtAddr	FileSiz	MemSiz	Flg
LOAD	0x1000	0x20000	0x300	0x300	R E
LOAD	0x2000	0x21000	0x150	0x150	R
LOAD	0x2150	0x40150	0x100	0x200	RW
STACK	0x0000	0x00000	0x000	0xfff	RW

```
elf = ELF("main")                    # Ein minimaler Loader (ohne Libraries)
AS  = AddressSpace()
for seg in elf.program_headers:
   va_start = seg.VirtAddr or 0xf0000
   AS[va_start...seg.MemSize ] = 0
   AS[va_start...seg.FileSize] = ELF[seg.Offset...seg.FileSize]
   AS[va_start...seg.MemSize ].setFlags(seg.Flg)
os.StartProzess(as=AS, eip = ELF.EntryPoint, esp=0xf0fff)
```

Pseudo Code

Was geschieht beim Laden?



Adressraum des Prozesses

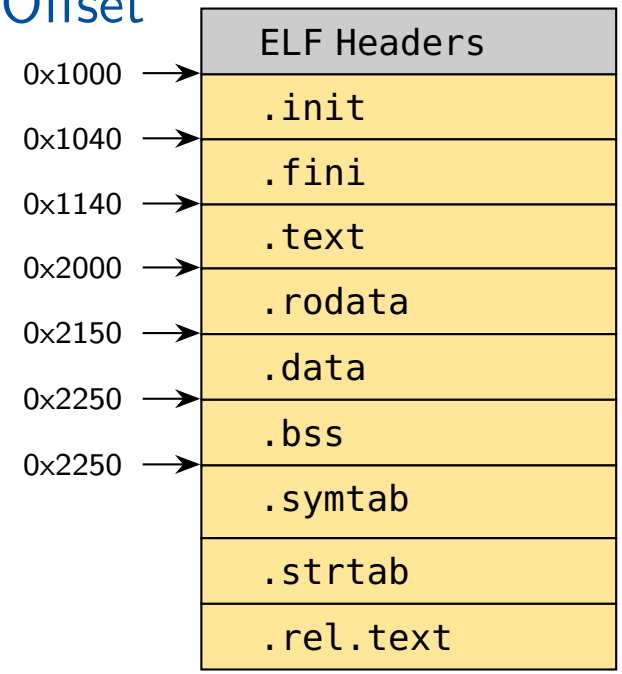
Segmente

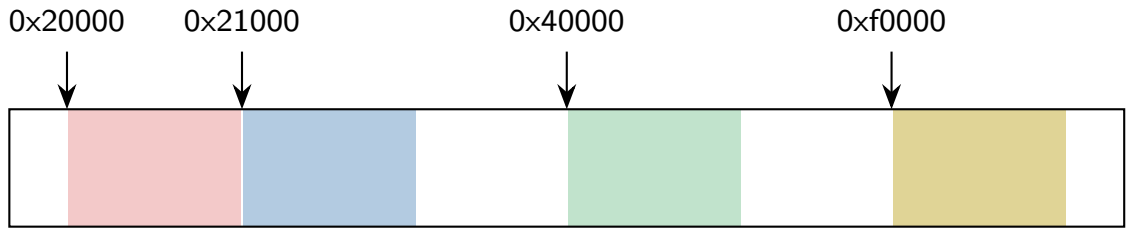
Type	Offset	VirtAddr	FileSiz	MemSiz	Flg
LOAD	0x1000	0x20000	0x300	0x300	R E
LOAD	0x2000	0x21000	0x150	0x150	R
LOAD	0x2150	0x40150	0x100	0x200	RW
STACK	0x0000	0x00000	0x000	0xfff	RW

```
elf = ELF("main")                    # Ein minimaler Loader (ohne Libraries)
AS  = AddressSpace()
for seg in elf.program_headers:
   va_start = seg.VirtAddr or 0xf0000
   AS[va_start...seg.MemSize ] = 0
   AS[va_start...seg.FileSize] = ELF[seg.Offset...seg.FileSize]
   AS[va_start...seg.MemSize ].setFlags(seg.Flg)
os.StartProzess(as=AS, eip = ELF.EntryPoint, esp=0xf0fff)
```

Pseudo Code

Was geschieht beim Laden?



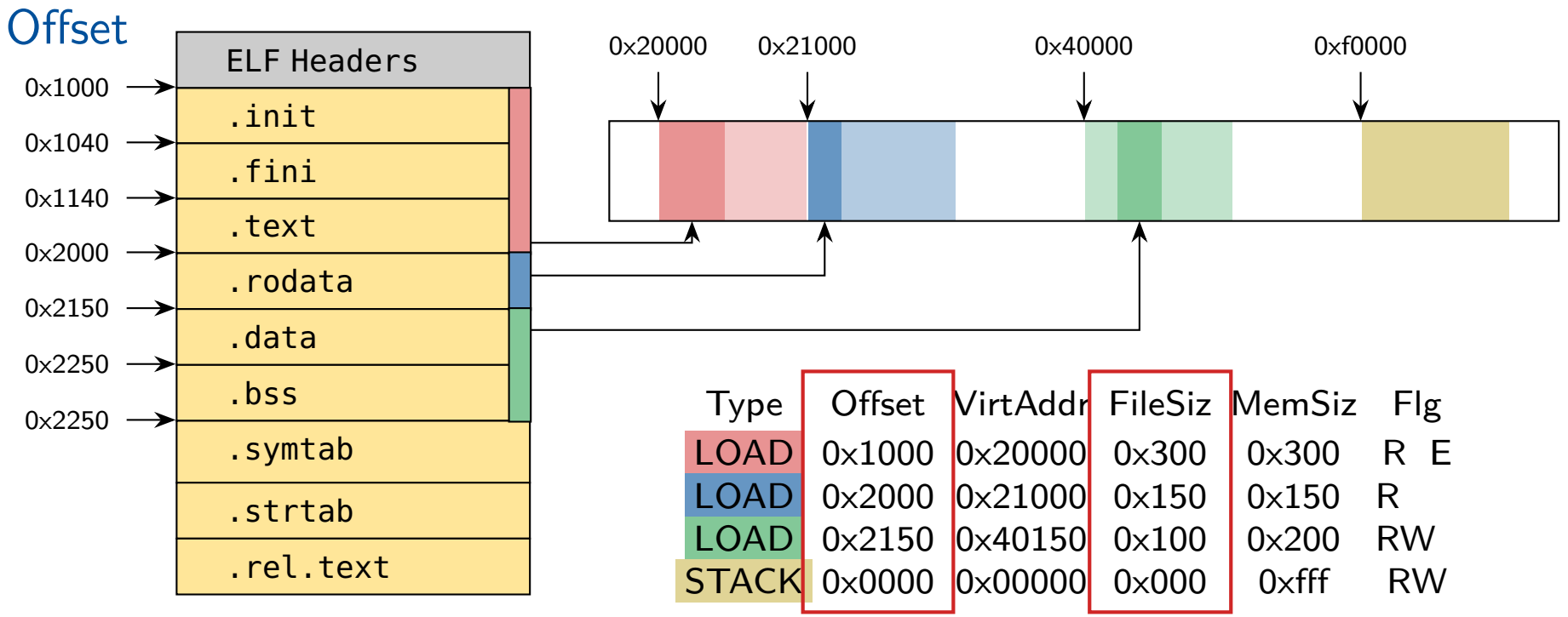


Type	Offset	VirtAddr	FileSiz	MemSiz	Flg
LOAD	0x1000	0x20000	0x300	0x300	R E
LOAD	0x2000	0x21000	0x150	0x150	R
LOAD	0x2150	0x40150	0x100	0x200	RW
STACK	0x0000	0x00000	0x000	0xfff	RW

```
elf = ELF("main")                    # Ein minimaler Loader (ohne Libraries)
AS  = AddressSpace()
for seg in elf.program_headers:
   va_start = seg.VirtAddr or 0xf0000
   AS[va_start...seg.MemSize ] = 0
   AS[va_start...seg.FileSize] = ELF[seg.Offset...seg.FileSize]
   AS[va_start...seg.MemSize ].setFlags(seg.Flg)
os.StartProzess(as=AS, eip = ELF.EntryPoint, esp=0xf0fff)
```

Pseudo Code

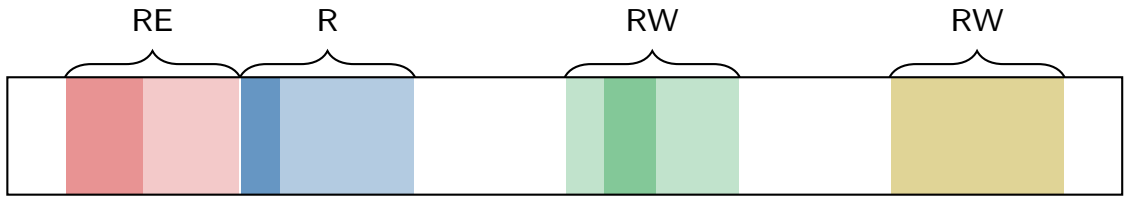
Was geschieht beim Laden?




```
elf = ELF("main")                    # Ein minimaler Loader (ohne Libraries)
AS  = AddressSpace()
for seg in elf.program_headers:
   va_start = seg.VirtAddr or 0xf0000
   AS[va_start...seg.MemSize ] = 0
   AS[va_start...seg.FileSize] = ELF[seg.Offset...seg.FileSize]
   AS[va_start...seg.MemSize ].setFlags(seg.Flg)
os.StartProzess(as=AS, eip = ELF.EntryPoint, esp=0xf0fff)
```

Pseudo Code

Was geschieht beim Laden?

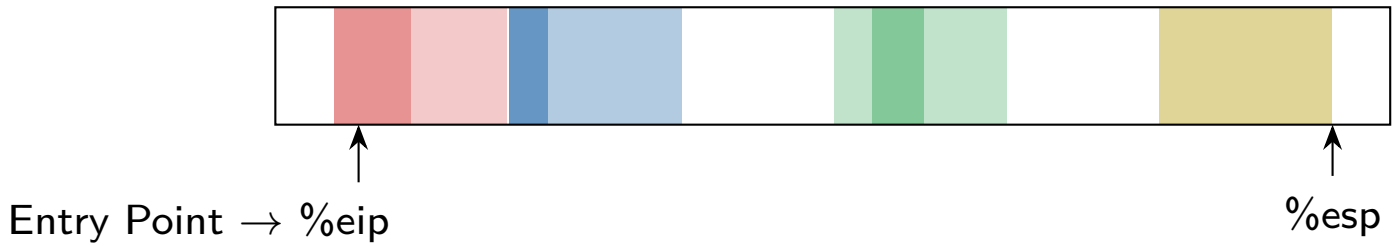


Type	Offset	VirtAddr	FileSiz	MemSiz	Flg
LOAD	0x1000	0x20000	0x300	0x300	R E
LOAD	0x2000	0x21000	0x150	0x150	R
LOAD	0x2150	0x40150	0x100	0x200	RW
STACK	0x0000	0x00000	0x000	0xfff	RW

```
elf = ELF("main")                    # Ein minimaler Loader (ohne Libraries)
AS  = AddressSpace()
for seg in elf.program_headers:
   va_start = seg.VirtAddr or 0xf0000
   AS[va_start...seg.MemSize ] = 0
   AS[va_start...seg.FileSize] = ELF[seg.Offset...seg.FileSize]
   AS[va_start...seg.MemSize ].setFlags(seg.Flg)
os.StartProzess(as=AS, eip = ELF.EntryPoint, esp=0xf0fff)
```

Pseudo Code

Was geschieht beim Laden?




```
elf = ELF("main")                  # Ein minimaler Loader (ohne Libraries)
AS  = AddressSpace()
for seg in elf.program_headers:
   va_start = seg.VirtAddr or 0xf0000
   AS[va_start...seg.MemSize ] = 0
   AS[va_start...seg.FileSize] = ELF[seg.Offset...seg.FileSize]
   AS[va_start...seg.MemSize ].setFlags(seg.Flg)
os.StartProzess(as=AS, eip = ELF.EntryPoint, esp=0xf0fff)
```

Pseudo Code

ELF: Shared Libraries

main
Needed Libraries liblockfile.so.1
Exports: –
Imports: lockfile_create lockfile_remove

liblockfile.so.1
Needed Libraries libc.so.6
Exports: lockfile_create lockfile_check lockfile_remove
Imports: open unlink

libc.so.6
Needed Libraries –
Exports: open unlink printf
Imports: –

ELF: Shared Libraries

main
Needed Libraries liblockfile.so.1
Exports: –
Imports: lockfile_create lockfile_remove

liblockfile.so.1
Needed Libraries libc.so.6
Exports: lockfile_create lockfile_check lockfile_remove
Imports: open unlink

libc.so.6
Needed Libraries –
Exports: open unlink printf
Imports: –

- Vorteile von Shared Libraries
  - Code kann zwischen Programmen geteilt werden ⇒ Weniger Festplatte
  - Code kann zwischen Prozessen geteilt werden ⇒ Weniger RAM
  - Update einer Bibliothek erfordert keine Neuübersetzung aller Programme

ELF: Shared Libraries

main
Needed Libraries liblockfile.so.1
Exports: –
Imports: lockfile_create lockfile_remove

liblockfile.so.1
Needed Libraries libc.so.6
Exports: lockfile_create lockfile_check lockfile_remove
Imports: open unlink

libc.so.6
Needed Libraries –
Exports: open unlink printf
Imports: –

- Vorteile von Shared Libraries
  - Code kann zwischen Programmen geteilt werden ⇒ Weniger Festplatte
  - Code kann zwischen Prozessen geteilt werden ⇒ Weniger RAM
  - Update einer Bibliothek erfordert keine Neuübersetzung aller Programme
- Besonderheiten von Shared Libraries beim Ladeprozess
  - Das Auflösen der importierten Symbole (Linken) geschieht zur Ladezeit
  - Bibliothek kann in jedem Prozess woanders geladen sein

  ⇒ Bibliothekscode muss verschiebbar sein

Zusammenfassung

- Maschinencodeerzeugung schließt die verbleibende semantische Lücke
  - Abbildung der IR-Maschine $\Rightarrow$ reale Maschine mit endlichen Ressourcen
  - Komplexe Befehlssätze und keine Abstraktion vom Speicher
- Call-Frame enthält Argumente, Rücksprungadresse und Variablenslots
  - Jede Funktionsinstanz hat ihren eigenen Call-Frame
  - Caller und Callee halten sich an die Aufrufkonvention
  - Basiszeiger erlaubt Adressierung mit konstanten Offsets
- Befehlsauswahl und Registerallokation sind NP-vollständige Probleme
  - Die Minimallösung besteht aus Makroexpansion und ständigem Spilling
  - Verbesserte Registerallokation sieht Registersatz als Cache für Variablenslots
- ELF: Dateiformat für Objektdateien, Programme und Bibliotheken
  - Link View: Sektionen, Symbole und Relokationen
  - Load View: Segmente, importierte und exportierte Symbole
  - Bibliotheken erlauben Code-Sharing zwischen Programmen