Aufnahme der Hybrid-Vorlesung

- **Hybrid-Vorlesung mit Aufnahme**
  - Die Aufnahme ist anschließend in Stud.IP verfügbar
  - Nutzen Sie die Gelegenheit zur Live-Veranstaltung!
- Wir nehmen auf
  - Folien, Dozent, Live-Audio sowie BBB-Audio
  - Ihre Stimme beim Fragen und Sprechen
  - **Durch aktive Teilnahme erklären Sie sich einverstanden!**
- Fragen: Live, im Chat, Sprechen in der BBB-Sitzung

Technische Universität Braunschweig

Institute of Operating Systems and Computer Networks
Reliable System Software

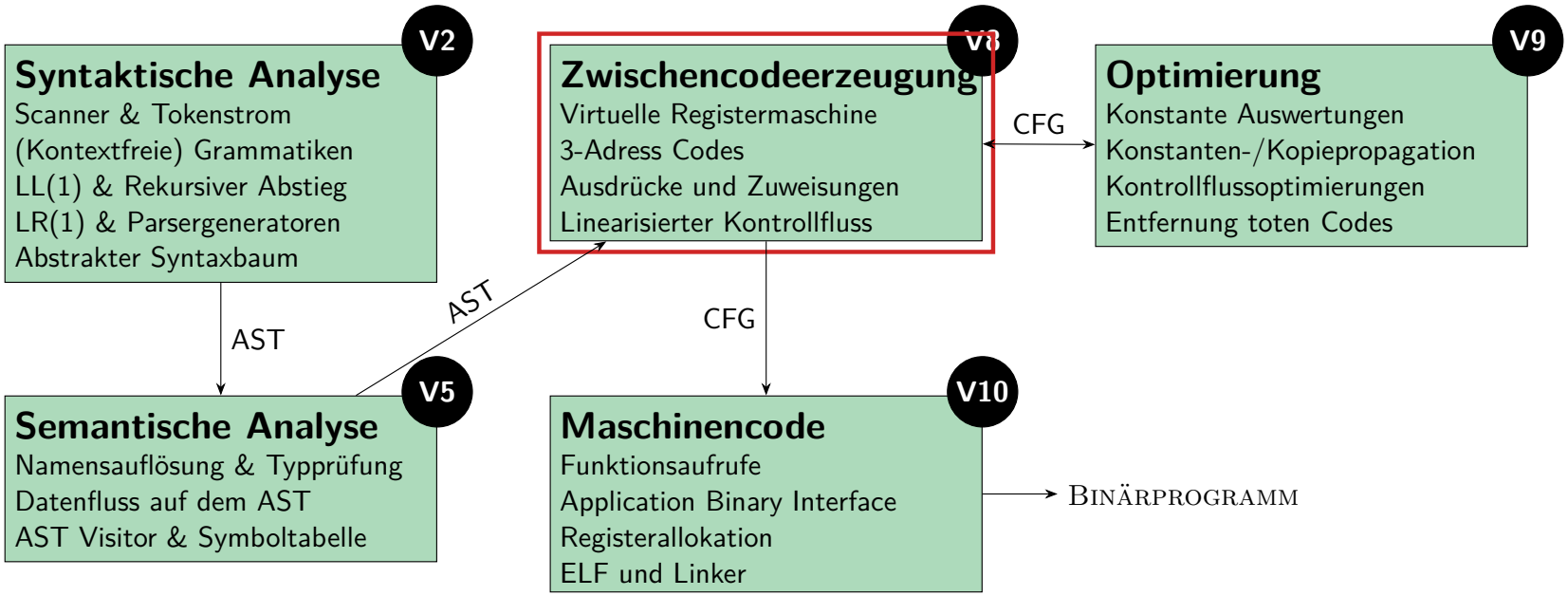
Programmiersprachen und Übersetzer

08 - Zwischencodeerzeugung

Christian Dietrich

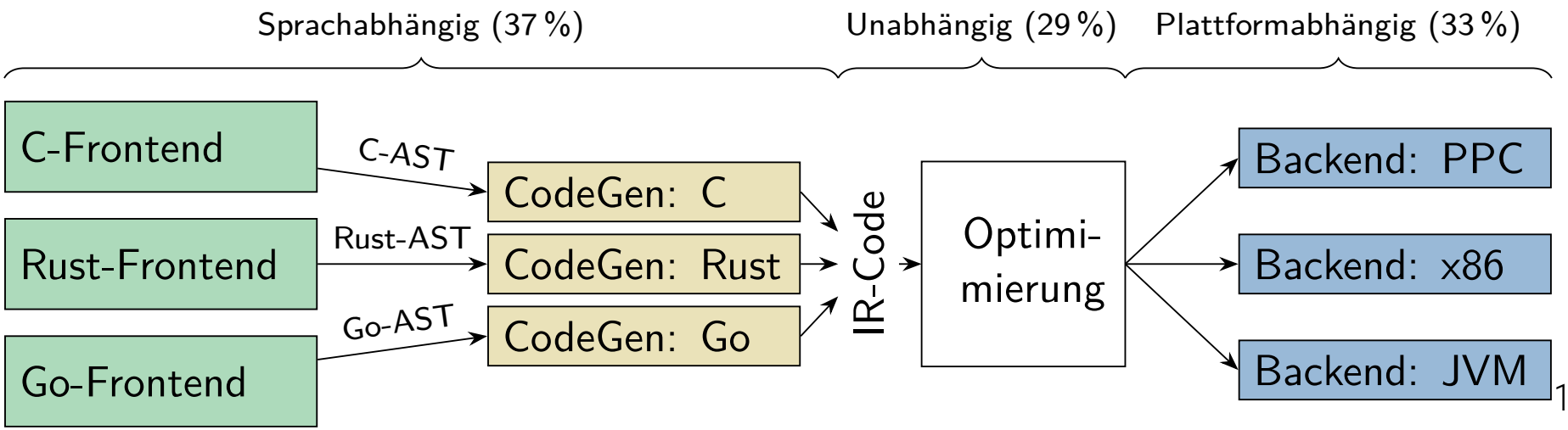
Sommersemester 2024

Einordnung in die Vorlesung: Zwischencodeerzeugung



- Zwischencodeerzeugung: Linearisierung und Übersetzung des ASTs
  - Zielarchitektur: virtuelle Maschinen mit wohldefiniertem Funktionsumfang
  - Konkret genug für Assemblererzeugung, abstrakt genug für Optimierungen
  - Wiederverwendung des Middle- und Backend für mehrere Frontend-Sprachen

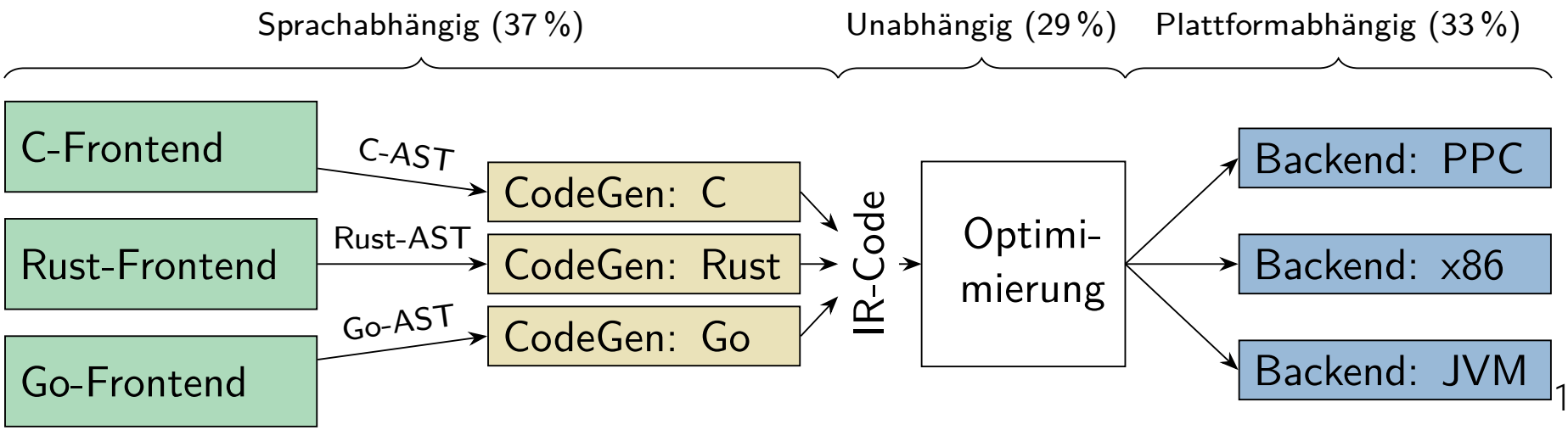
Einordnung in den Übersetzerbau



- Die Konstruktion eines Übersetzers ist aufwendig und schwierig!
  - Assembler im Parser erzeugen ist (manchmal) möglich (One-Pass Compiler)
  - Wiederverwendung von Komponenten erleichtert das portieren (~60 % Re-Use)

[1] Zahlen für Clang (C/C++ Frontend, 700k) und LLVM 9.0 (18 Backends, 1,4M)

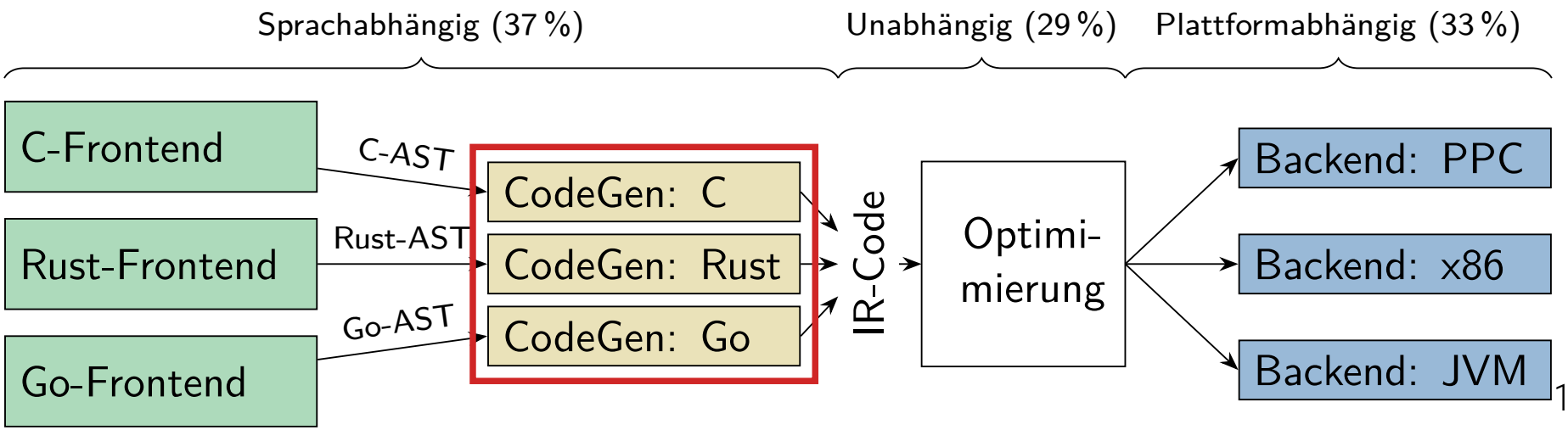
Einordnung in den Übersetzerbau



- Die Konstruktion eines Übersetzers ist aufwendig und schwierig!
  - Assembler im Parser erzeugen ist (manchmal) möglich (One-Pass Compiler)
  - Wiederverwendung von Komponenten erleichtert das portieren (~60 % Re-Use)
- Zwischenrepräsentation erhält die Programmsemantik
  - AST ist bereits eine Intermediate Representation (IR-Form)
  - Der klassische IR-Code: CFG mit Instruktionen für eine sequentielle Maschine

[1] Zahlen für Clang (C/C++ Frontend, 700k) und LLVM 9.0 (18 Backends, 1,4M)

Einordnung in den Übersetzerbau

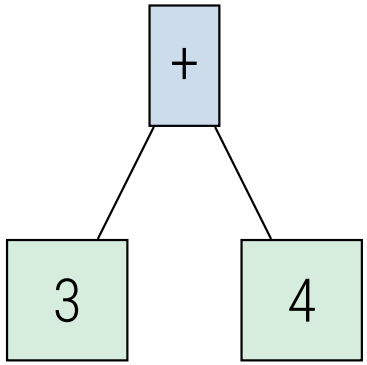


- Die Konstruktion eines Übersetzers ist aufwendig und schwierig!
  - Assembler im Parser erzeugen ist (manchmal) möglich (One-Pass Compiler)
  - Wiederverwendung von Komponenten erleichtert das portieren (~60 % Re-Use)
- Zwischenrepräsentation erhält die Programmsemantik
  - AST ist bereits eine Intermediate Representation (IR-Form)
  - Der klassische IR-Code: CFG mit Instruktionen für eine sequentielle Maschine

[1] Zahlen für Clang (C/C++ Frontend, 700k) und LLVM 9.0 (18 Backends, 1,4M)

Virtuelle Maschinen für die Zwischencodeerzeugung

Virtuelle Stack- und Register-Maschinen



Stack-Maschine

- Berechnung findet auf Stack statt
- Operanden gehen über den Stack
- Datenfluss ist implizit
- Unendlich großer Stack

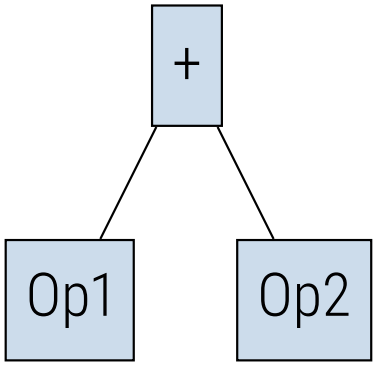
```
push 3
push 4
add      // = push(pop() + pop())
```

Register-Maschine

- Operationen manipulieren Register
- Operanden gehen durch „Register“
- Register machen Datenfluss sichtbar
- Beliebig viele Register

```
r0 = 3
r1 = 4
r3 = add r1, r2
```

Virtuelle Stack- und Register-Maschinen



Stack-Maschine

- Berechnung findet auf Stack statt
- Operanden gehen über den Stack
- Datenfluss ist implizit
- Unendlich großer Stack

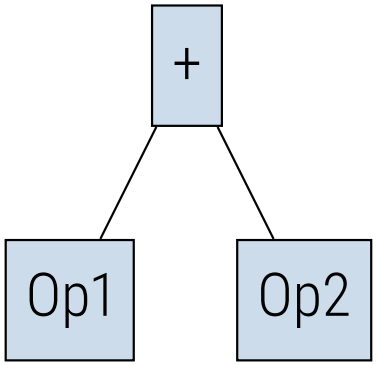
```
// code(Op1) ->  1 Element am Stack
// code(Op2) ->  1 Element am Stack
add      // = push(pop() + pop())
```

Register-Maschine

- Operationen manipulieren Register
- Operanden gehen durch „Register“
- Register machen Datenfluss sichtbar
- Beliebig viele Register

```
// r1 = code(Op1)
// r2 = code(Op2)
r3 = add r1, r2
```

Virtuelle Stack- und Register-Maschinen



Stack-Maschine

- Berechnung findet auf Stack statt
- Operanden gehen über den Stack
- Datenfluss ist implizit
- Unendlich großer Stack

```
// code(Op1) ->  1 Element am Stack
// code(Op2) ->  1 Element am Stack
add      // = push(pop() + pop())
```

Register-Maschine

- Operationen manipulieren Register
- Operanden gehen durch „Register“
- Register machen Datenfluss sichtbar
- Beliebig viele Register

```
// r1 = code(Op1)
// r2 = code(Op2)
r3 = add r1, r2
```

⇒ Codeerzeugung für Stack- und Register-Maschinen sieht ähnlich aus.

Design-Kriterien für Virtuelle Maschinen

Technische Universität Braunschweig

Vorneweg: Die Spezifikation einer virtuellen Maschine ist schwierig.

- Wahl des Abstraktionsniveaus: Endlicher oder unendlicher Registersatz?
  - Abstraktere Semantik $\Rightarrow$ IR-Code ist näher an Programmstruktur
  - Einfachere Codeerzeugung und Optimierung, komplexeres Backend
- Ausführungsmodell: Register-Maschine oder Stack-Maschine?
  - Stack-Maschinen haben besonders kompakte Programmdarstellung
  - Register-Maschinen sind näher an real existierenden Prozessoren
- Verbraucher der IR-Form: Interpreter oder Übersetzer-Backend?
  - Übersetzer brauchen eine gut analysierbare und veränderbare IR-Form
  - Bei Interpretern soll die Ausführung möglichst schnell starten

Design-Kriterien für Virtuelle Maschinen

Vorneweg: Die Spezifikation einer virtuellen Maschine ist schwierig.

- Wahl des Abstraktionsniveaus: Endlicher oder unendlicher Registersatz?
  - Abstraktere Semantik ⇒ IR-Code ist näher an Programmstruktur
  - Einfachere Codeerzeugung und Optimierung, komplexeres Backend
- Ausführungsmodell: Register-Maschine oder Stack-Maschine?
  - Stack-Maschinen haben besonders kompakte Programmdarstellung
  - Register-Maschinen sind näher an real existierenden Prozessoren
- Verbraucher der IR-Form: Interpreter oder Übersetzer-Backend?
  - Übersetzer brauchen eine gut analysierbare und veränderbare IR-Form
  - Bei Interpretern soll die Ausführung möglichst schnell starten

⇒ Wir wählen eine Register-Maschine mit unendlich vielen Registern

3-Adress-Code (Quadrupel-Notation)

- Programm wird als Folge von Quadrupeln dargestellt
  - Quadrupel besteht aus einem Operator und **maximal** drei Operanden

```
x := op y, z
```

  - Operanden (`x,y,z`) können sein:
    - Variablen/temporäre Register halten ein Maschinenwort
    - Literale als konstante Operanden
    - Sprungmarke adressieren andere Operationen
- Nur (un-)bedingte Sprünge, keine Schleifen oder Bedingungen
  - Sprachkonstrukte werden mit `goto`/`ifgoto` linearisiert
  - 3-Adress-Code passt perfekt in Basisblock/CFG Struktur

Beispiel: `if ((*a) <= (4 + b)) ...`

```
t1 := Load *a
t2 := Add 4, b
t3 := LessEqual t1, t2
IfGoto t3, .BB1, .BB2
```

Für PSÜ: Ein beispielhafter Zwischencode

Technische Universität Braunschweig

Für Vorlesung und Übung entwickeln wir einen Zwischencode auf Basis einer Register-Maschine mit unendlich vielen Registern. Dazu schauen wir uns Semantik und Notation an.

- Operanden können sein:
  - (C) Konstante Ganzzahlen: `3`, `4`
  - (L) Statische Label: `.BB2`
  - (V) Variablen: `a`, `t1`
- **Variablen** sind funktionslokal
  - Beliebig viele temporäre Variablen
  - Alle Werte sind 32-Bit breit
  - Keine Typisierung
- Einfache Operationen (6 Befehle)
  - `Assign`: Einer Variable einen Wert zuweisen
  - 4 arithmetische Operationen: `Add`, `Sub`, `Mul`, `Div`
  - 1 logische Operation: `LessEqual`
    Falsch: „0“, Wahr: „!= 0“

```
V := Assign CV
V := Add CV, CV
V := LessEqual CV, CV
```

Für PSÜ: Ein beispielhafter Zwischencode (2)

- Speichermanipulationen (3 Befehle)
  - `Ref`: Erzeugen einer Referenz — `V := Ref V`
  - `Load`: Lesen des adressierten Speicherwortes — `V := Load *V`
  - `Store`: Schreiben eines Wertes an ein Speicherstelle — `*V := Store CV`
- Speichermanagement (3 Befehle)
  - `StackAlloc`: Speicherallokation im Call-Frame — `V := StackAlloc C`
  - `HeapAlloc`: Speicherallokation dem Heap — `V := HeapAlloc C`
  - `HeapFree`: Freigabe eines Heap-Objekts — `HeapFree V`
- Funktionslokale Kontrollflüsse (2 Befehle)
  - `Goto`: Sprung an das gegebene Label — `Goto L`
  - `IfGoto`: Bedingter Sprung — `IfGoto CV, L, L`
- Interprozedurale Kontrollflüsse (2 Befehle)
  - `Call`: Funktionsaufruf mit beliebig vielen Argumenten — `Call F, [CV]*`
  - `Return`: Rückkehr aus einer Funktionsinstanz — `Return CV`

Für PSÜ: Ein Beispielhafter Zwischencode (3)

Basisblöcke

- Geordnete Liste von Operationen
- Jeder Basisblock hat ein (funktionslokal) eindeutiges Label `.BB0`,…
- Der letzte Befehl muss ein `Goto`, `IfGoto`, oder `Return` sein.

⇒ Maximale Basisblöcke

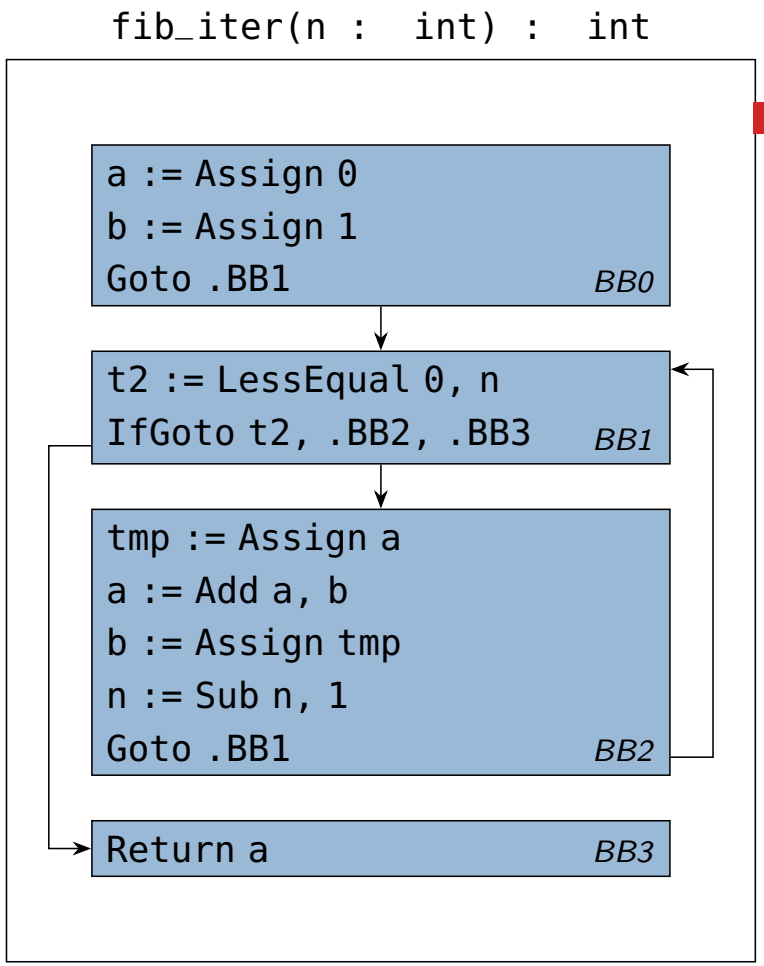
Funktionen

- Ungeordnete Menge von Basisblöcken mit einem Eingangsblock
- Funktionen haben ein Label, können aber nicht direkt angesprungen werden
- Beliebig viele lokale Variablen und temporäre Register
- Beliebig viele Parameter, die als Variablen zugänglich sind

```
class BasicBlock:
    def __init__(self, label):
        self.label = label
        self.instructions = []
```

```
class Function:
    def __init__(self, label):
        self.label = label
        self.parameters = []
        self.variables  = []
        self.entry_block  = None
        self.basic_blocks = []
```

Iterativer Fibonacci als Zwischencode




```
parameters = [n]
variables = [a, b, t2, tmp]
basic_blocks = {BB0, BB1, BB2, BB3}
entry_block = BB0
```

Beobachtungen

- BB0 initialisiert die Startwerte
- BB1/2 sind eine while-Schleife
- `Goto .BB1` spaltet BB0/1

```
func fib_iter(n : int) : int {
  var a : int;
  var b : int;
  a := 0;
  b := 1;
  while (n >= 0) {
    var tmp : int;
    tmp := a;
    a := a + b;
    b := tmp;
    n := n - 1;
  }
  return a;
}
```

Codeerzeugung

Notwendige Operationen auf CFG und Basisblöcken

Schlachtplan: Wir traversieren den AST einer Funktion und erzeugen dabei einen CFG mit Basisblöcken voller IR-Operationen.

- Erstelle ein Funktionsobjekt — `Programm.create_function :: string ↦ Function`
  - Funktionen haben den Namen als Label (`func.label`).
  - Parameter und Variablen werden beim Traversieren erstellt.
- Erstelle einen Basisblock — `Function.create_block :: () ↦ BasicBlock`
- Erstelle einen Parameter — `Function.create_parameter :: name ↦ Variable`
- Erstelle eine Variable — `Function.create_variable :: ↦ Variable`
  - Variablen und Parameter werden im Funktionsscope verwaltet.
  - Der erste erstellte Basisblock wird automatisch zum Eingangsblock.
- Hänge eine Operation an — `BasicBlock.append :: Operation, Operands* ↦ ()`
  - Das Label für den Basisblock wird automatisch von der Funktion vergeben.
  - Ein `Goto`/`IfGoto` schließt den Basisblock ab.

Codeerzeugung für Ausdrücke

Erinnerung: Ausdrücke sind AST-Unterbäume, die Werte berechnen.

- Jeder AST-Knotentyp erzeugt anderen Code.
  - Dynamischer Dispatch anhand des Knotentyps $\Rightarrow$ Visitor-Pattern
  - Das Ergebnis des Ausdrucks wird in einer temporäre Variable gespeichert.

Wir werden beliebig viele virtuelle Register erzeugen. Die Abbildung auf reale Register ist Aufgabe der Maschinencodeerzeugung

Codeerzeugung für Ausdrücke

Erinnerung: Ausdrücke sind AST-Unterbäume, die Werte berechnen.

- Jeder AST-Knotentyp erzeugt anderen Code.
  - Dynamischer Dispatch anhand des Knotentyps $\Rightarrow$ Visitor-Pattern
  - Das Ergebnis des Ausdrucks wird in einer temporäre Variable gespeichert.

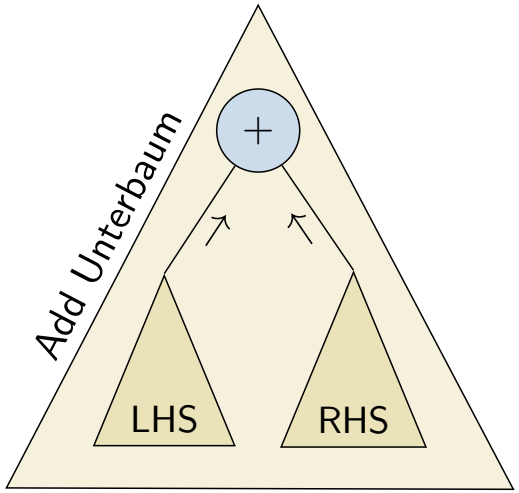
> Wir werden beliebig viele virtuelle Register erzeugen. Die Abbildung auf reale Register ist Aufgabe der Maschinencodeerzeugung

- Wer entscheidet, wo das Ergebnis des Ausdrucks gespeichert wird?
  - **Bottom-Up**: Codegenerierung des Unterbaums erzeugt die Zielvariable

    rvalue_Add :: Add $\mapsto$ Variable
  - **Top-Down**: Codegenerierung bekommt Zielvariable als Parameter

    rvalue_Add :: Add, Variable $\mapsto$ ()
  - Beide Strategien weitgehend äquivalent und Mischungen sind möglich.

Bottom-Up Codeerzeugung für die Addition




```
class CodeGen:
  ...
  def rvalue_Add(self, expr):
    l = self.rvalue(expr.LHS) # <- dynamic dispatch
    r = self.rvalue(expr.RHS) # <-
    ret = self.current_function.create_variable()
    self.current_block.append(Add, ret, l, r)
    return ret
```

- Codegenerierung delegiert das Berechnen der Unterbäume
  - Alle Visit-Funktionen für Ausdrücke liefern Ergebnis als Rückgabewert
  - Getrennte Visitor-Methoden für R- und L-Werte
- Explizite Traversierung bei der Codeerzeugung
  - Wir verwenden absichtlich keine automatische Traversierung des Baums
  - Generierungsfunktionen verwenden Referenz auf aktuelle Funktion/Block
  - Sie haben als **Seiteneffekt** das Emittieren einzelner Instruktionen

Code-Erzeugung für Funktionsaufruf und Zuweisung

Funktionsaufrufe

```
def rvalue_CallExpr(self, call_expr):
  args   = [self.rvalue(arg) for arg in call_expr.arguments]
  callee = call_expr.callee.decl.ir_obj
  ret    = self.current_function.create_variable()
  self.current_block.append(Call, ret, callee, *args)
  return ret
```

- Wir entscheiden über eine Auswertungsreihenfolge der Argumente
- Auffinden der IR-Funktion über Querverbindung zur AST-Deklaration

Code-Erzeugung für Funktionsaufruf und Zuweisung

Funktionsaufrufe

```
def rvalue_CallExpr(self, call_expr):
  args   = [self.rvalue(arg) for arg in call_expr.arguments]
  callee = call_expr.callee.decl.ir_obj
  ret    = self.current_function.create_variable()
  self.current_block.append(Call, ret, callee, *args)
  return ret
```

- Wir entscheiden über eine Auswertungsreihenfolge der Argumente
- Auffinden der IR-Funktion über Querverbindung zur AST-Deklaration

Zuweisung braucht den L-Wert der linken Seite

- Spezieller Visitor für die linken Seiten liefert Referenz `lvalue_Variable()`
- Funktioniert immer: Emittieren eines `Store`-Befehls

```
t0  := Add 2, 3
t1  := Reference var
*t1 := Store t0
```

Code-Erzeugung für Funktionsaufruf und Zuweisung

Funktionsaufrufe

```
def rvalue_CallExpr(self, call_expr):
  args   = [self.rvalue(arg) for arg in call_expr.arguments]
  callee = call_expr.callee.decl.ir_obj
  ret    = self.current_function.create_variable()
  self.current_block.append(Call, ret, callee, *args)
  return ret
```

- Wir entscheiden über eine Auswertungsreihenfolge der Argumente
- Auffinden der IR-Funktion über Querverbindung zur AST-Deklaration

Zuweisung braucht den L-Wert der linken Seite

- Spezieller Visitor für die linken Seiten liefert Referenz `lvalue_Variable()`
- Funktioniert immer: Emittieren eines `Store`-Befehls
- Optimierung: Sonderfall für Variablen auf der linken Seite macht IR kompakter

```
t0  := Add 2, 3
t1  := Reference var
*t1 := Store t0
```

```
t0  := Add 2, 3
var := Assign t0
```

Kontrollfluss: Sequenzierung

- Sequenzierung: Sequenzielle Codegenerierung für alle Statements

```
def visit_Block(self, block):
  for stmt in block.statements:
    self.visit(stmt)
```

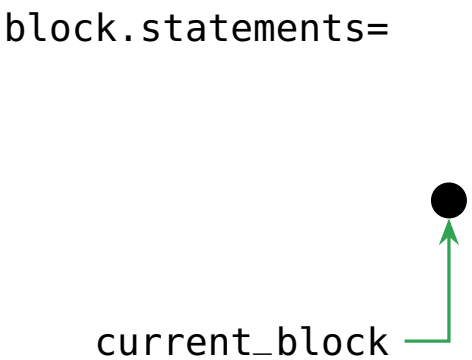
  - Unterfunktionen hängen Operationen *implizit* an den `current_block`.
  - Invariante: Nach jedem Statement kommt der Kontrollfluss wieder zusammen.

Kontrollfluss: Sequenzierung

- Sequenzierung: Sequenzielle Codegenerierung für alle Statements

```
def visit_Block(self, block):
  for stmt in block.statements:
    self.visit(stmt)
```

  - Unterfunktionen hängen Operationen *implizit* an den `current_block`.
  - Invariante: Nach jedem Statement kommt der Kontrollfluss wieder zusammen.

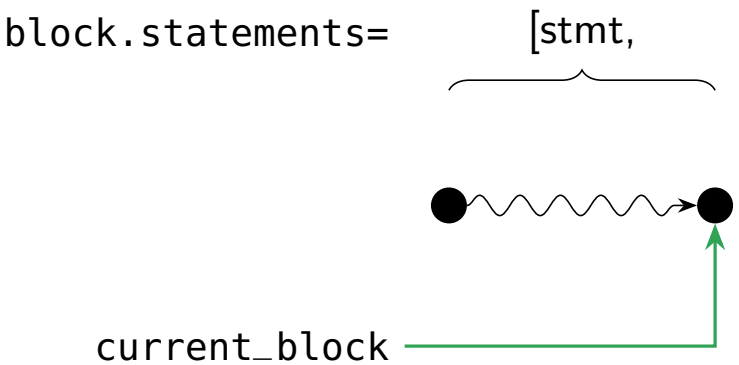


Kontrollfluss: Sequenzierung

- Sequenzierung: Sequenzielle Codegenerierung für alle Statements

```
def visit_Block(self, block):
  for stmt in block.statements:
    self.visit(stmt)
```

  - Unterfunktionen hängen Operationen *implizit* an den `current_block`.
  - Invariante: Nach jedem Statement kommt der Kontrollfluss wieder zusammen.

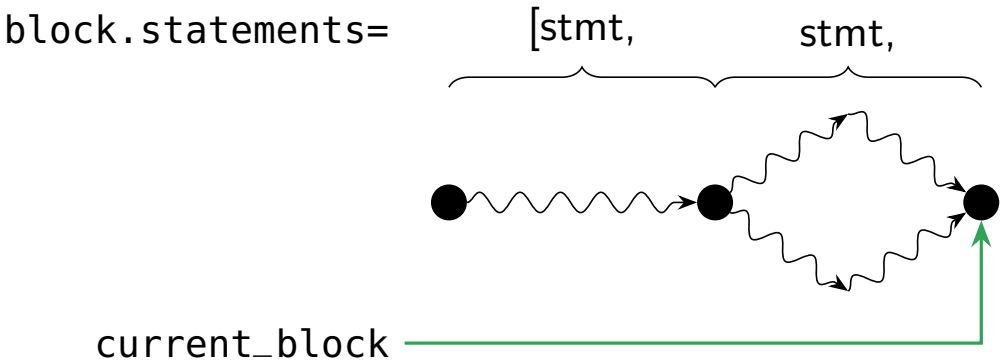


Kontrollfluss: Sequenzierung

- Sequenzierung: Sequenzielle Codegenerierung für alle Statements

```
def visit_Block(self, block):
  for stmt in block.statements:
    self.visit(stmt)
```

  - Unterfunktionen hängen Operationen *implizit* an den `current_block`.
  - Invariante: Nach jedem Statement kommt der Kontrollfluss wieder zusammen.

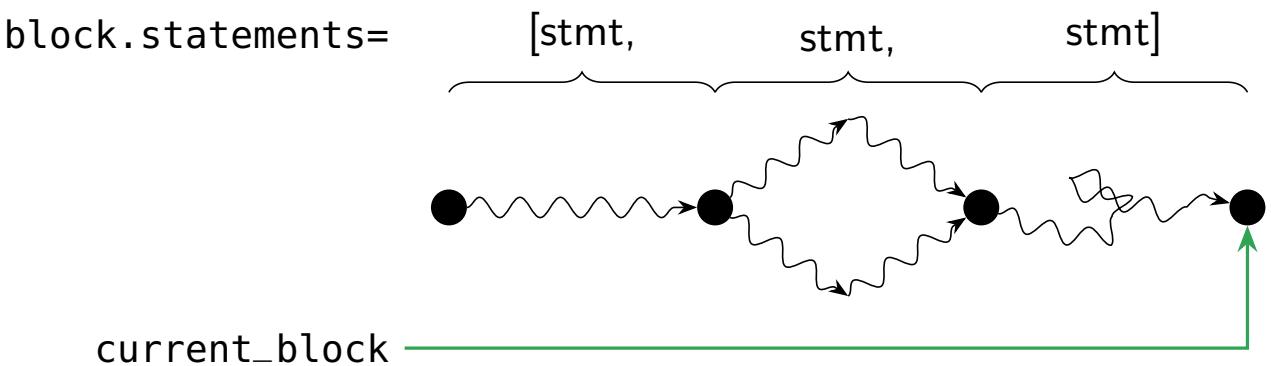


Kontrollfluss: Sequenzierung

- Sequenzierung: Sequenzielle Codegenerierung für alle Statements

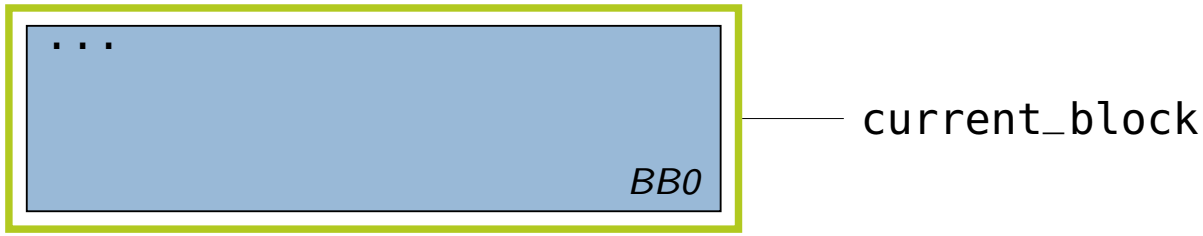
```
def visit_Block(self, block):
  for stmt in block.statements:
    self.visit(stmt)
```

  - Unterfunktionen hängen Operationen *implizit* an den `current_block`.
  - Invariante: Nach jedem Statement kommt der Kontrollfluss wieder zusammen.

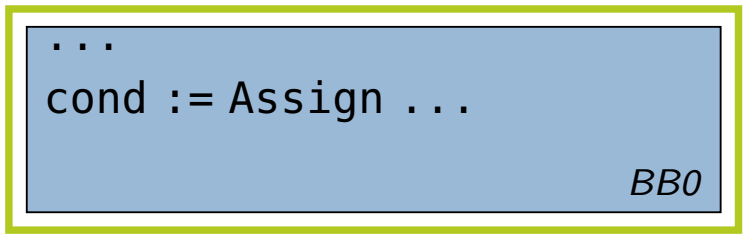


- Die Statements etablieren die komplexeren Kontrollflüsse.
  - Anlegen neuer Basisblöcke und Verbindung über `Goto` und `IfGoto`
  - **Wichtig**: Ein `visit()`-Aufruf kann den `current_block`-Zeiger umbiegen

Kontrollfluss: Selektion



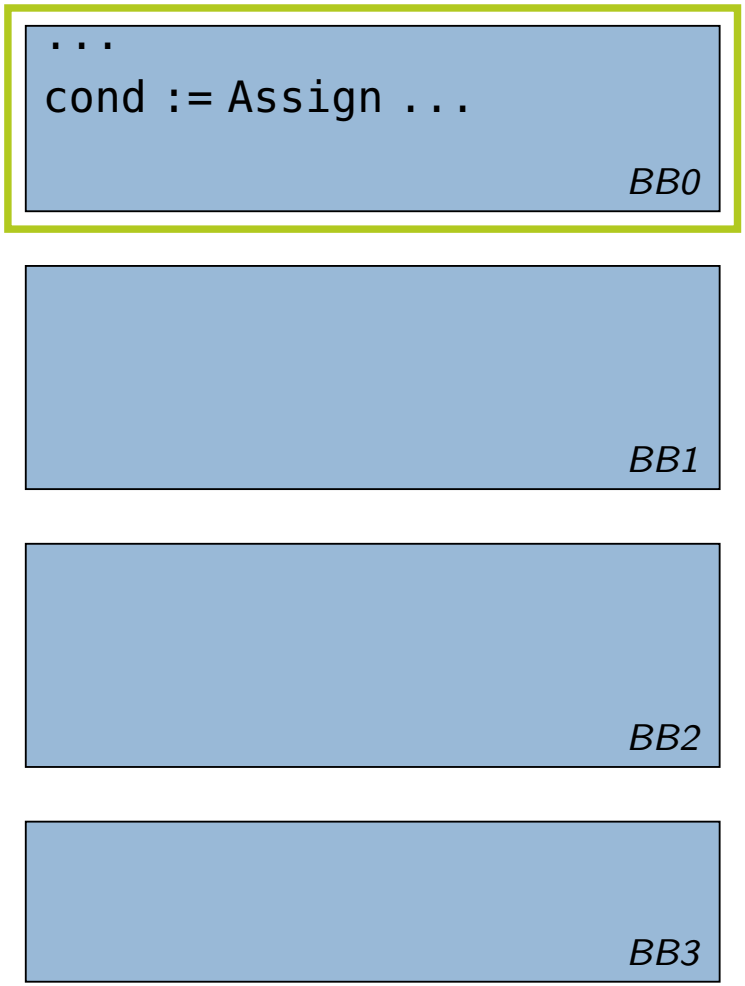
Kontrollfluss: Selektion



Ablauf der Codeerzeugung:

- Bedingung generieren
  `self.rvalue(ifStmt.cond)`

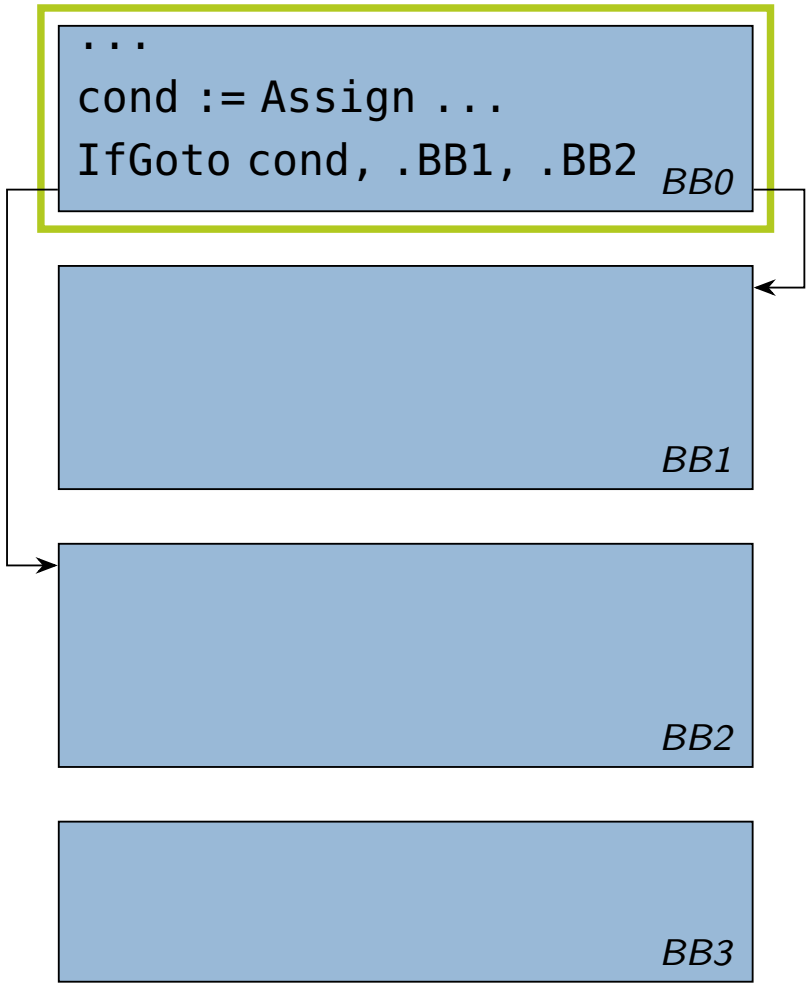
Kontrollfluss: Selektion



Ablauf der Codeerzeugung:

- Bedingung generieren `self.rvalue(ifStmt.cond)`
- Blöcke für Then-/Else-Teil, sowie den Sequenzierungsblock erstellen

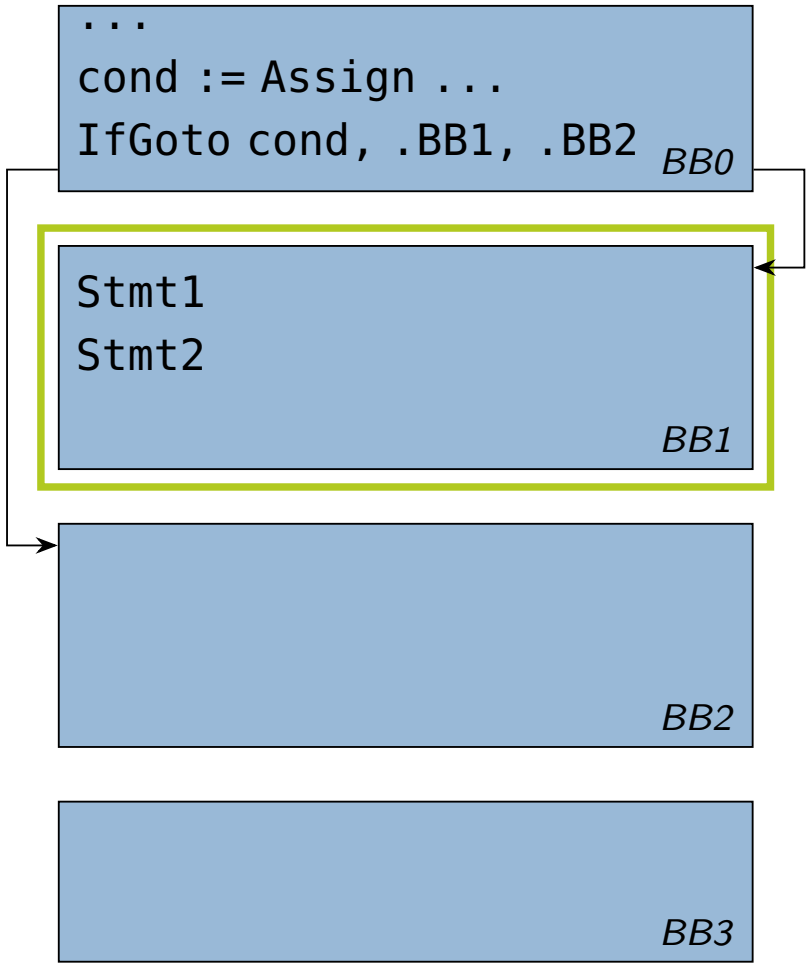
Kontrollfluss: Selektion



Ablauf der Codeerzeugung:

- Bedingung generieren `self.rvalue(ifStmt.cond)`
- Blöcke für Then-/Else-Teil, sowie den Sequenzierungsblock erstellen
- Bedingte Kontrollflussverzeigung

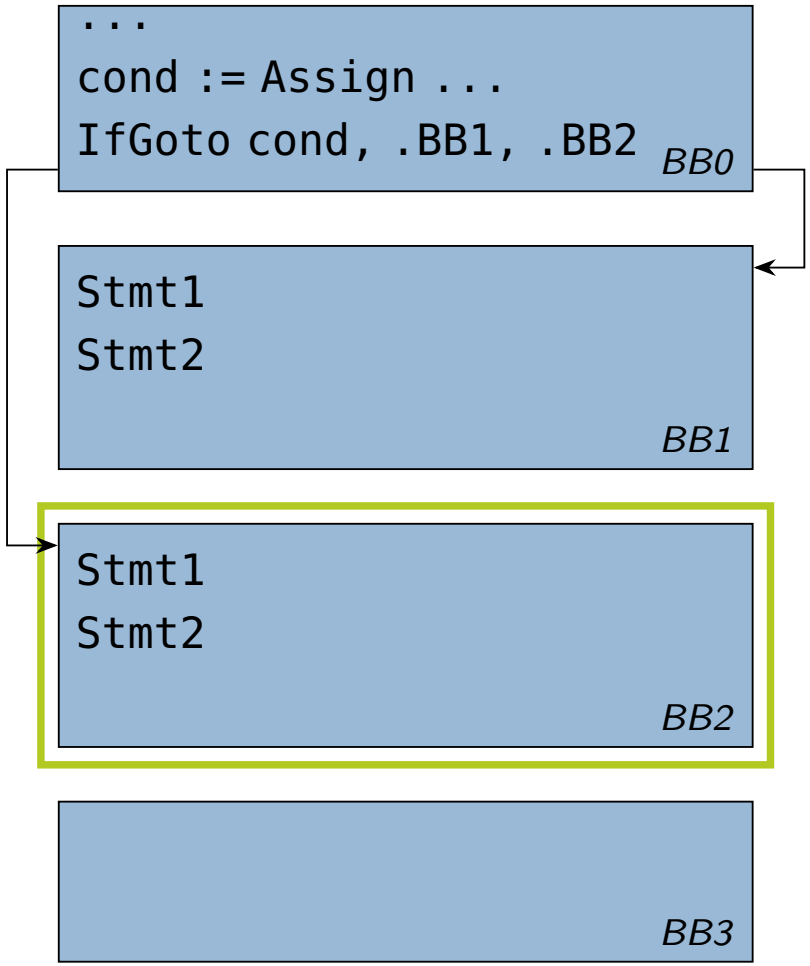
Kontrollfluss: Selektion



Ablauf der Codeerzeugung:

- Bedingung generieren `self.rvalue(ifStmt.cond)`
- Blöcke für Then-/Else-Teil, sowie den Sequenzierungsblock erstellen
- Bedingte Kontrollflussverzeigung
- Then-Block generieren `self.visit(ifStmt.then_block)`

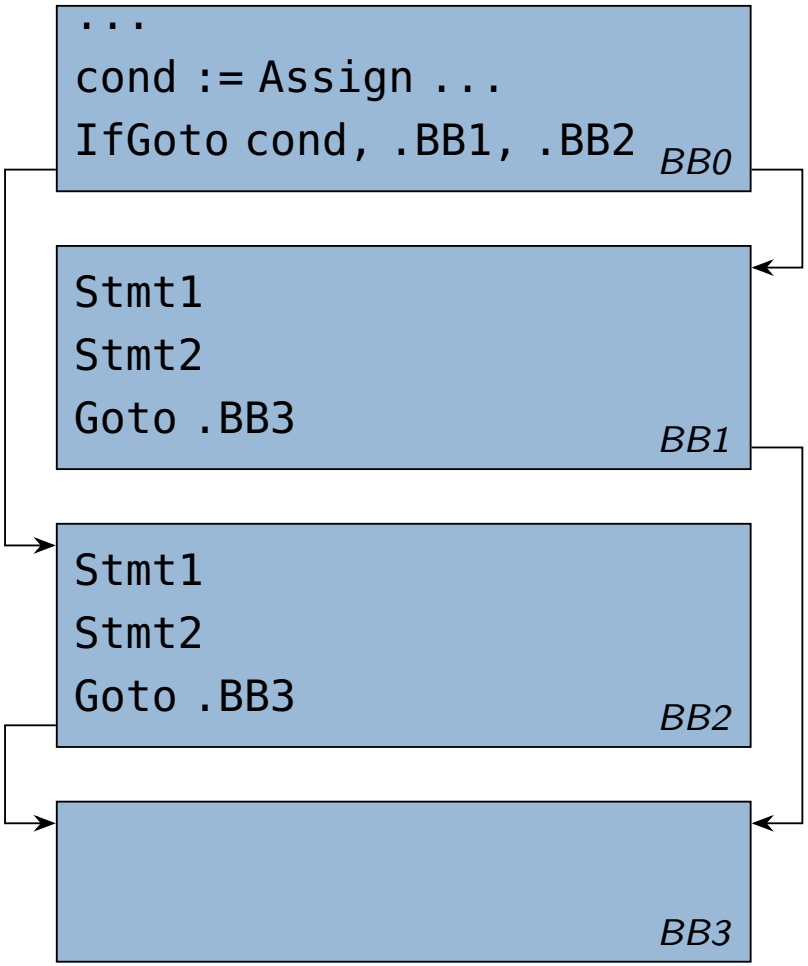
Kontrollfluss: Selektion



Ablauf der Codeerzeugung:

- Bedingung generieren `self.rvalue(ifStmt.cond)`
- Blöcke für Then-/Else-Teil, sowie den Sequenzierungsblock erstellen
- Bedingte Kontrollflussverzeigung
- Then-Block generieren `self.visit(ifStmt.then_block)`
- Else-Block generieren `self.visit(ifStmt.else_block)`

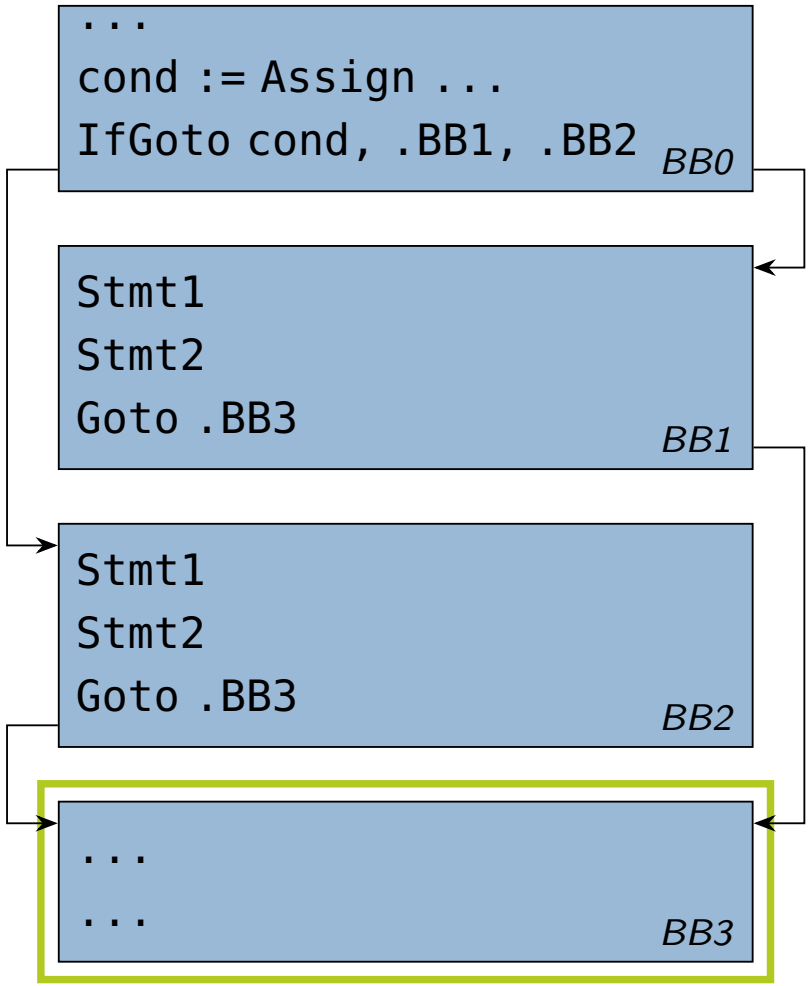
Kontrollfluss: Selektion



Ablauf der Codeerzeugung:

- Bedingung generieren `self.rvalue(ifStmt.cond)`
- Blöcke für Then-/Else-Teil, sowie den Sequenzierungsblock erstellen
- Bedingte Kontrollflussverzeigung
- Then-Block generieren `self.visit(ifStmt.then_block)`
- Else-Block generieren `self.visit(ifStmt.else_block)`
- Kontrollfluss wieder zusammenführen

Kontrollfluss: Selektion



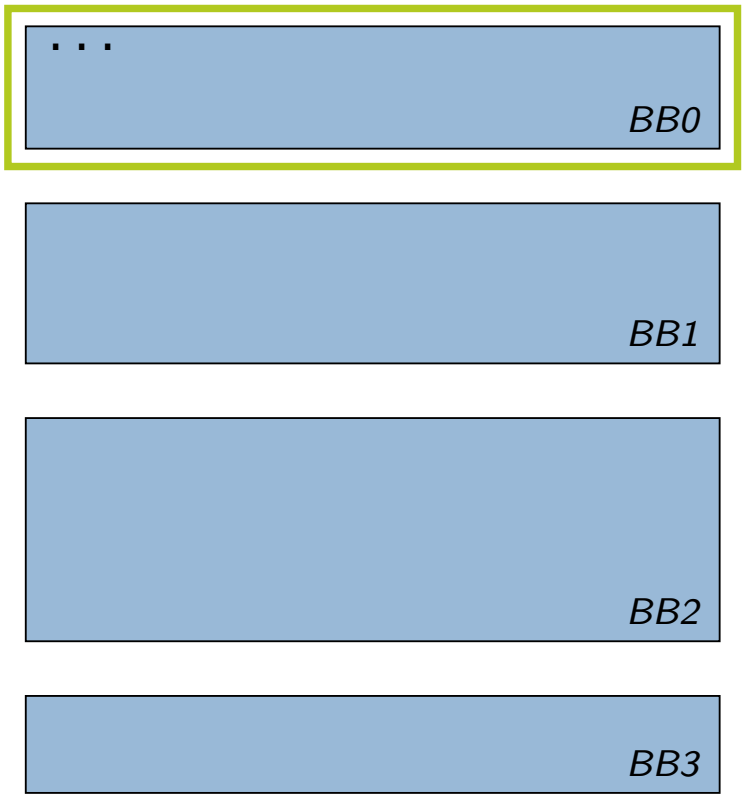
Ablauf der Codeerzeugung:

- Bedingung generieren `self.rvalue(ifStmt.cond)`
- Blöcke für Then-/Else-Teil, sowie den Sequenzierungsblock erstellen
- Bedingte Kontrollflussverzeigung
- Then-Block generieren `self.visit(ifStmt.then_block)`
- Else-Block generieren `self.visit(ifStmt.else_block)`
- Kontrollfluss wieder zusammenführen
- `current_block`-Invariante wiederherstellen

Kontrollfluss: Iteration

Codeerzeugung (while-Schleife):

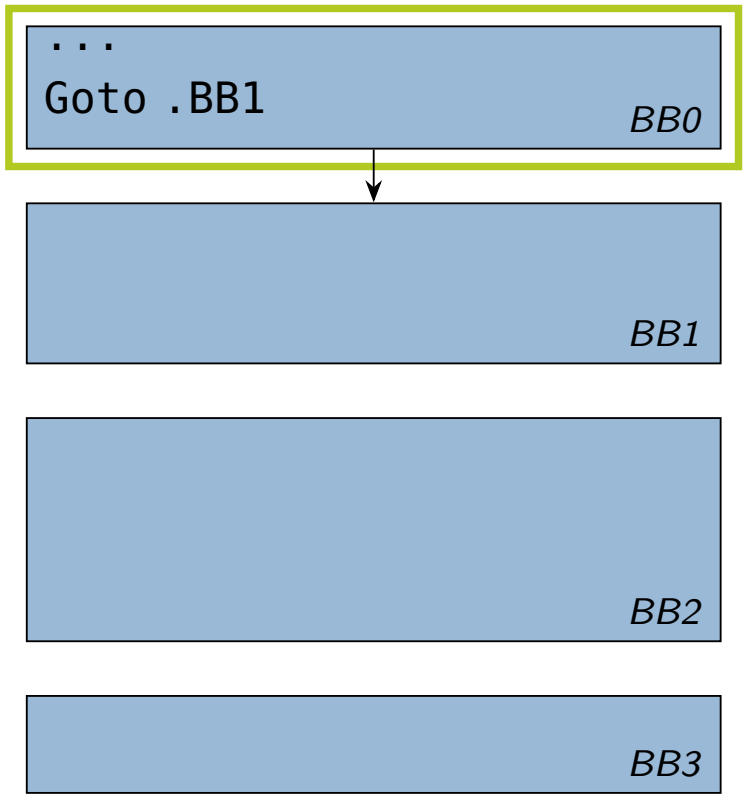
Kontrollfluss: Iteration



Codeerzeugung (while-Schleife):

- Blöcke erstellen
  - BB1: Loop-Header Block
  - BB2: Loop-Body Block
  - BB3: Sequenzierungsblock

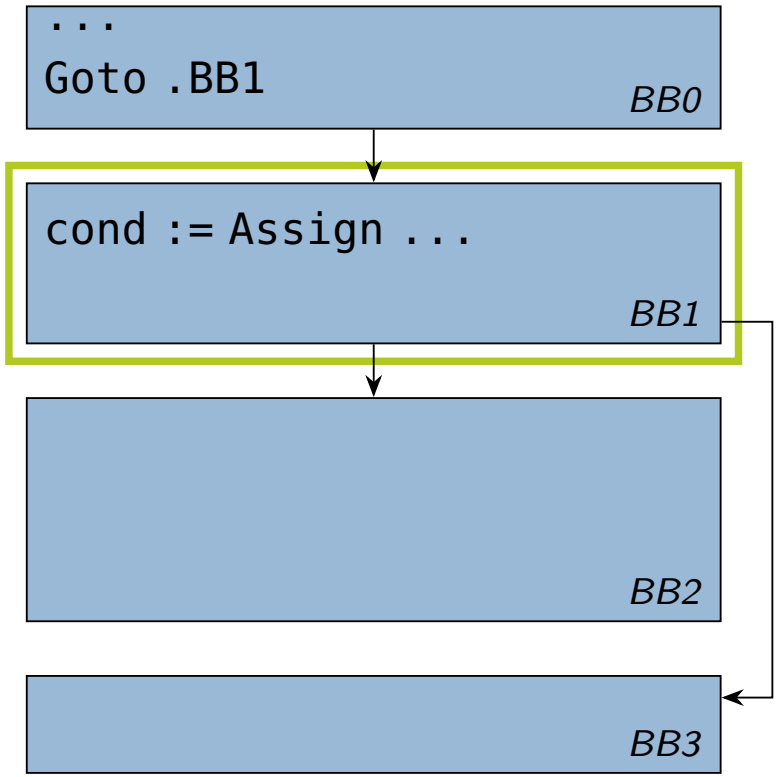
Kontrollfluss: Iteration



Codeerzeugung (while-Schleife):

- Blöcke erstellen
  - BB1: Loop-Header Block
  - BB2: Loop-Body Block
  - BB3: Sequenzierungsblock
- Eintritt in die Schleife

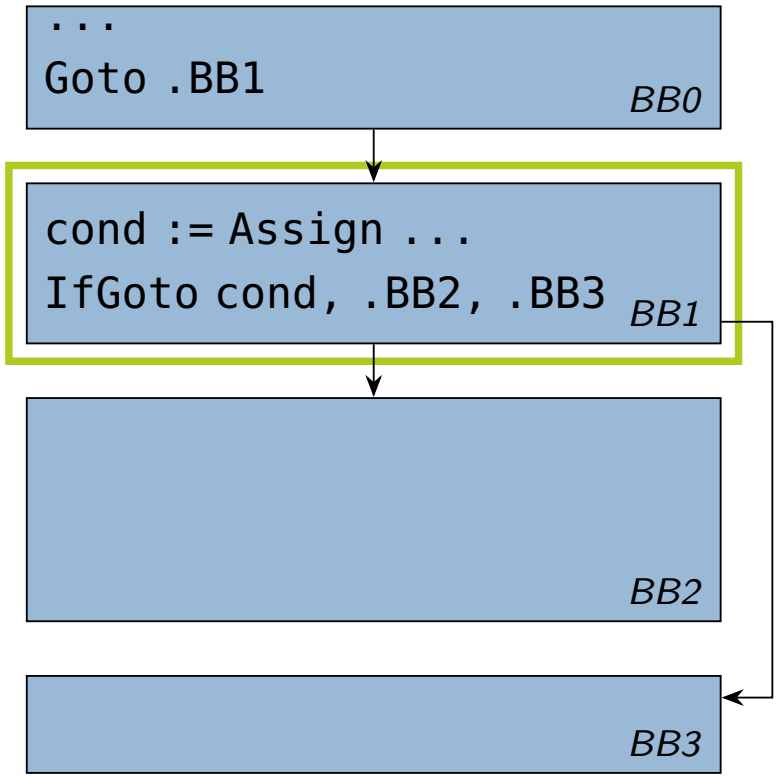
Kontrollfluss: Iteration



Codeerzeugung (while-Schleife):

- Blöcke erstellen
  - BB1: Loop-Header Block
  - BB2: Loop-Body Block
  - BB3: Sequenzierungsblock
- Eintritt in die Schleife
- Bedingung generieren
  `self.rvalue(whileStmt.cond)`

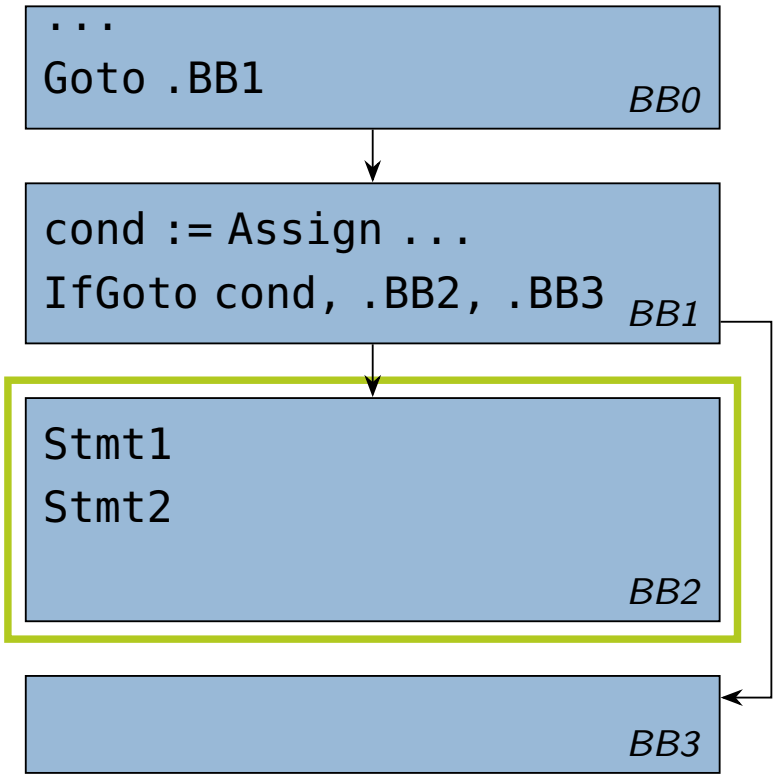
Kontrollfluss: Iteration



Codeerzeugung (while-Schleife):

- Blöcke erstellen
  - BB1: Loop-Header Block
  - BB2: Loop-Body Block
  - BB3: Sequenzierungsblock
- Eintritt in die Schleife
- Bedingung generieren
  `self.rvalue(whileStmt.cond)`
- Bedingte Kontrollflussverzweigung

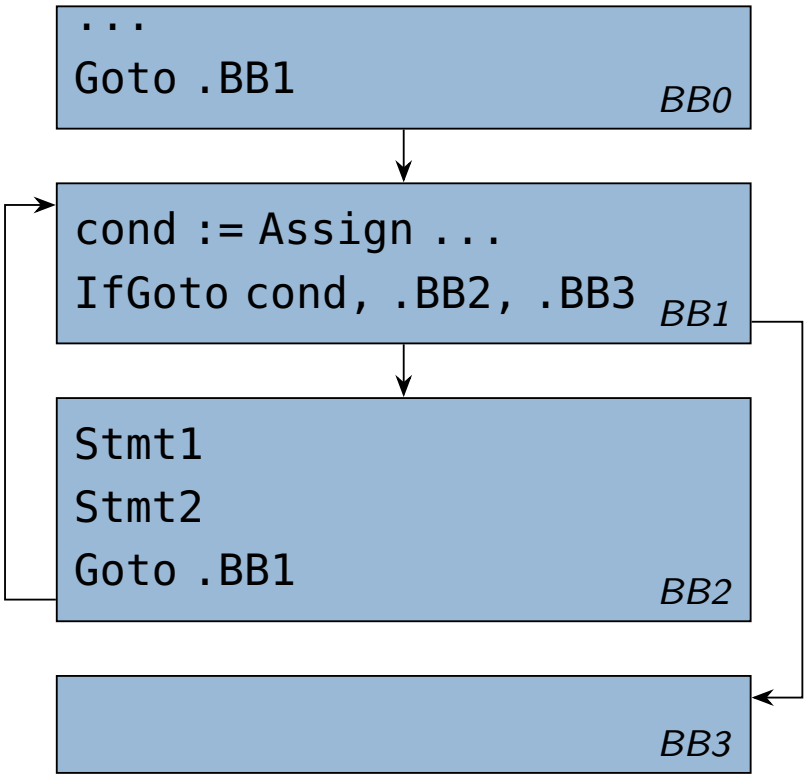
Kontrollfluss: Iteration



Codeerzeugung (while-Schleife):

- Blöcke erstellen
  - BB1: Loop-Header Block
  - BB2: Loop-Body Block
  - BB3: Sequenzierungsblock
- Eintritt in die Schleife
- Bedingung generieren
  `self.rvalue(whileStmt.cond)`
- Bedingte Kontrollflussverzweigung
- Loop-Body generieren
  `self.visit(whileStmt.body)`

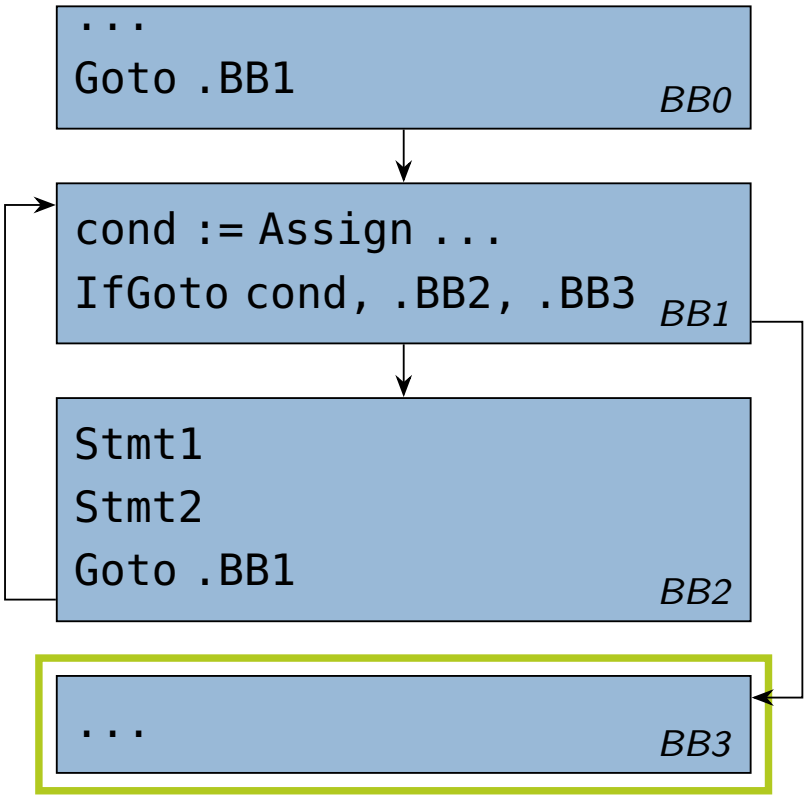
Kontrollfluss: Iteration



Codeerzeugung (while-Schleife):

- Blöcke erstellen
  - BB1: Loop-Header Block
  - BB2: Loop-Body Block
  - BB3: Sequenzierungsblock
- Eintritt in die Schleife
- Bedingung generieren
  `self.rvalue(whileStmt.cond)`
- Bedingte Kontrollflussverzweigung
- Loop-Body generieren
  `self.visit(whileStmt.body)`
- Rücksprungkante

Kontrollfluss: Iteration



Codeerzeugung (while-Schleife):

- Blöcke erstellen
  - BB1: Loop-Header Block
  - BB2: Loop-Body Block
  - BB3: Sequenzierungsblock
- Eintritt in die Schleife
- Bedingung generieren `self.rvalue(whileStmt.cond)`
- Bedingte Kontrollflussverzweigung
- Loop-Body generieren `self.visit(whileStmt.body)`
- Rücksprungkante
- `current_block`-Invariante wiederherstellen

Diskussion: Optimierte Codegenerierung

Technische Universität Braunschweig

- Die gezeigte Codeerzeugung generiert ineffizienten Code.
  - Fehlender Else-Teil führt zu einem leeren Else-Block und doppeltem `Goto`
  - Bottom-Up Auswertung führt zu unnötigem `Assign` bei der Zuweisung
  - Keine Wiederverwendung von temporäre Variablen

Diskussion: Optimierte Codegenerierung

Technische Universität Braunschweig

- Die gezeigte Codeerzeugung generiert ineffizienten Code.
  - Fehlender Else-Teil führt zu einem leeren Else-Block und doppeltem `Goto`
  - Bottom-Up Auswertung führt zu unnötigem `Assign` bei der Zuweisung
  - Keine Wiederverwendung von temporäre Variablen
- **Das ist Absicht!** Es soll die Codeerzeugung vereinfachen.
  - Optimierte Codeerzeugung braucht viele Sonderfälle
  - Komplexität erhöht die Fehleranfälligkeit

Diskussion: Optimierte Codegenerierung

- Die gezeigte Codeerzeugung generiert ineffizienten Code.
  - Fehlender Else-Teil führt zu einem leeren Else-Block und doppeltem `Goto`
  - Bottom-Up Auswertung führt zu unnötigem `Assign` bei der Zuweisung
  - Keine Wiederverwendung von temporäre Variablen
- **Das ist Absicht!** Es soll die Codeerzeugung vereinfachen.
  - Optimierte Codeerzeugung braucht viele Sonderfälle
  - Komplexität erhöht die Fehleranfälligkeit
- Wir verlagern die Arbeit in die Optimierungsphase.
  - Copy-Propagation wird unnötige Zuweisungen tilgen
  - Constant-Folding ersetzt Auswertungen mit konstanten Operanden
  - Dead-Code Elimination: Sprünge auf Sprünge auflösen, tote Blöcke löschen

  $\Rightarrow$ Weiterer Vorteil durch diese **Trennung der Belange**:
  Optimierungen werden ebenfalls auf den Code des Benutzers angewendet

Diskussion: Optimierte Codegenerierung

- Die gezeigte Codeerzeugung generiert ineffizienten Code.
  - Fehlender Else-Teil führt zu einem leeren Else-Block und doppeltem `Goto`
  - Bottom-Up Auswertung führt zu unnötigem `Assign` bei der Zuweisung
  - Keine Wiederverwendung von temporäre Variablen
- **Das ist Absicht!** Es soll die Codeerzeugung vereinfachen.
  - Optimierte Codeerzeugung braucht viele Sonderfälle
  - Komplexität erhöht die Fehleranfälligkeit
- Wir verlagern die Arbeit in die Optimierungsphase.
  - Copy-Propagation wird unnötige Zuweisungen tilgen
  - Constant-Folding ersetzt Auswertungen mit konstanten Operanden
  - Dead-Code Elimination: Sprünge auf Sprünge auflösen, tote Blöcke löschen

  $\Rightarrow$ Weiterer Vorteil durch diese **Trennung der Belange**:
  Optimierungen werden ebenfalls auf den Code des Benutzers angewendet

Eine valide Entscheidung für Übersetzer, aber nicht für Interpreter.

Komplexere Objekte und Operationen

Intentionale Unvollständigkeit der Vorlesung

Der Grundstock der Codeerzeugung ist gelegt und kann beliebig erweitert werden. Um Ihnen einen Einblick zu geben, ohne Sie mit endlosen Erzeugungsregeln zu langweilen, werfe ich nur ein Schlaglicht auf Records.

Komplexere Objekte: Records

Intentionale Unvollständigkeit der Vorlesung

Der Grundstock der Codeerzeugung ist gelegt und kann beliebig erweitert werden. Um Ihnen einen Einblick zu geben, ohne Sie mit endlosen Erzeugungsregeln zu langweilen, werfe ich nur ein Schlaglicht auf Records.

- Records haben mehrere benannte und typisierte Felder.
  - Ein Record-Objekt kann größer sein als ein einzelnes Maschinenwort.
  - **Aber**: Unsere IR-Maschine kann nur 32-Bit Zahlen speichern und verarbeiten.

Komplexere Objekte: Records

Intentionale Unvollständigkeit der Vorlesung

Der Grundstock der Codeerzeugung ist gelegt und kann beliebig erweitert werden. Um Ihnen einen Einblick zu geben, ohne Sie mit endlosen Erzeugungsregeln zu langweilen, werfe ich nur ein Schlaglicht auf Records.

- Records haben mehrere benannte und typisierte Felder.
  - Ein Record-Objekt kann größer sein als ein einzelnes Maschinenwort.
  - **Aber**: Unsere IR-Maschine kann nur 32-Bit Zahlen speichern und verarbeiten.
- Wir müssen eine Übersetzung des Sprachkonstrukts vornehmen:
  - Die Record-Objekte müssen in den Speicher gelegt werden
  - Berechnung der relativen und absoluten Feldadressen
  - Zugriffe erfolgen über `Load`/`Store`

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

`type(struct foo) =` = record((”a”, int), (”b”, foo_t), (”c”, int))

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

```
type(struct foo) =
```
= record(("a", int), ("b", foo_t), ("c", int))

- Um dessen Objekte im Speicher abzulegen, brauchen wir ein Datenlayout
  - Übersetzer leitet das Layout ab

```
layout(struct foo) =
```

Name	Typ
a	int
b	foo_t
c	int

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

```
type(struct foo) =
```
= record(("a", int), ("b", foo_t), ("c", int))

- Um dessen Objekte im Speicher abzulegen, brauchen wir ein Datenlayout

```
layout(struct foo) =
```

Name	Typ	
a	int	4
b	foo_t	5
c	int	4

- Übersetzer leitet das Layout ab
  - Jeder enthaltende Typ belegt eine gewisse Anzahl an Bytes im Speicher.

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

`type(struct foo) =` = record(("a", int), ("b", foo_t), ("c", int))

- Um dessen Objekte im Speicher abzulegen, brauchen wir ein Datenlayout

`layout(struct foo) =`

Name	Offset	Typ	
a	0	int	4
b	4	foo_t	5
c		int	4

- Übersetzer leitet das Layout ab
  - Jeder enthaltende Typ belegt eine gewisse Anzahl an Bytes im Speicher.
  - Berechnung eines Feld-Offsets

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

`type(struct foo) =` = record(("a", int), ("b", foo_t), ("c", int))

- Um dessen Objekte im Speicher abzulegen, brauchen wir ein Datenlayout

`layout(struct foo) =`

Name	Offset	Typ	
a	0	int	4
b	4	foo_t	5
–	9		3
c	12	int	4

- Übersetzer leitet das Layout ab
  - Jeder enthaltende Typ belegt eine gewisse Anzahl an Bytes im Speicher.
  - Berechnung eines Feld-Offsets
  - Zusätzliche Alignment-Bedingungen durch das Einfügen von Lücken

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

`type(struct foo) =` = record(("a", int), ("b", foo_t), ("c", int))

- Um dessen Objekte im Speicher abzulegen, brauchen wir ein Datenlayout

`layout(struct foo) =`

Name	Offset	Typ	
a	0	int	4
b	4	foo_t	5
–	9		3
c	12	int	4

`sizeof(struct foo) =` 16

- Übersetzer leitet das Layout ab
  - Jeder enthaltende Typ belegt eine gewisse Anzahl an Bytes im Speicher.
  - Berechnung eines Feld-Offsets
  - Zusätzliche Alignment-Bedingungen durch das Einfügen von Lücken
  - Es ergibt sich die Größe **dieses Typs**.

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

`type(struct foo) =` = record(("a", int), ("b", foo_t), ("c", int))

- Um dessen Objekte im Speicher abzulegen, brauchen wir ein Datenlayout

`layout(struct foo) =`

Name	Offset	Typ	
TAG	0	type_t	4
a	4	int	4
b	8	foo_t	5
–	13		3
c	16	int	4

`sizeof(struct foo) =` 20

- Übersetzer leitet das Layout ab
  - Jeder enthaltende Typ belegt eine gewisse Anzahl an Bytes im Speicher.
  - Berechnung eines Feld-Offsets
  - Zusätzliche Alignment-Bedingungen durch das Einfügen von Lücken
  - Es ergibt sich die Größe **dieses Typs**.
  - Mit dynamische Typen: Tag-Feld

Record-Typen: Datenlayout

- **Erinnerung (Record)**: Geordnete Sequenz von Paaren (Name, Typ)

`type(struct foo) =` = record(("a", int), ("b", foo_t), ("c", int))

- Um dessen Objekte im Speicher abzulegen, brauchen wir ein Datenlayout

`layout(struct foo) =`

Name	Offset	Typ	
TAG	0	type_t	4
a	4	int	4
b	8	foo_t	5
–	13		3
c	16	int	4

`sizeof(struct foo) =` 20

- Übersetzer leitet das Layout ab
  - Jeder enthaltende Typ belegt eine gewisse Anzahl an Bytes im Speicher.
  - Berechnung eines Feld-Offsets
  - Zusätzliche Alignment-Bedingungen durch das Einfügen von Lücken
  - Es ergibt sich die Größe **dieses Typs**.
  - Mit dynamische Typen: Tag-Feld
- Verwendung des Layout-Deskriptors
  - Codeerzeugung
  - Debug-Informationen
  - Dynamische Introspektion

Records: Variablen-Definitionen

Technische Universität Braunschweig

- Codeerzeugung muss an mehreren Stellen angepasst werden
  - Variablendeklarationen, Feldzugriffe, Referenzerzeugung
  - Parameterübergabe, Rückgabewerte
  - Wir streben (beispielhaft) ein Wertemodell für Variablen an

Records: Variablen-Definitionen

- Codeerzeugung muss an mehreren Stellen angepasst werden
  - Variablendeklarationen, Feldzugriffe, Referenzerzeugung
  - Parameterübergabe, Rückgabewerte
  - Wir streben (beispielhaft) ein Wertemodell für Variablen an
- Definition einer lokalen Variable mit Record-Typ
  - Unsere IR-Maschine kann nur 32-Bit Variablen $\Rightarrow$ IR-Variable hält Pointer
  - Allokation am Stack mittels `StackAlloc` und `sizeof(Type)`

```
def visit_VarDecl(self, decl):
  bb = self.current_block
  cf = self.current_function

  # IR-Variable
  var = cf.create_variable(decl.name)
  decl.ir_obj = var
  # ggf. Objekt am Stack anlegen
  size = self.sizeof(decl.Type)
  if size > 4:
    bb.append(StackAlloc, var, size)
      if self.dynamic_types:
         bb.append(Store, var,
                   decl.Type.tag)
```

```
var obj : struct foo;
```

Records: Variablen-Definitionen

- Codeerzeugung muss an mehreren Stellen angepasst werden
  - Variablendeklarationen, Feldzugriffe, Referenzerzeugung
  - Parameterübergabe, Rückgabewerte
  - Wir streben (beispielhaft) ein Wertemodell für Variablen an
- Definition einer lokalen Variable mit Record-Typ
  - Unsere IR-Maschine kann nur 32-Bit Variablen $\Rightarrow$ IR-Variable hält Pointer
  - Allokation am Stack mittels `StackAlloc` und `sizeof(Type)`

```
def visit_VarDecl(self, decl):
  bb = self.current_block
  cf = self.current_function

  # IR-Variable
  var = cf.create_variable(decl.name)
  decl.ir_obj = var
  # ggf. Objekt am Stack anlegen
  size = self.sizeof(decl.Type)
  if size > 4:
    bb.append(StackAlloc, var, size)
      if self.dynamic_types:
         bb.append(Store, var,
                   decl.Type.tag)
```

```
var obj : struct foo;
```

```
obj  := StackAlloc 20
*obj := Store 12345   // Typ-Tag
```

Records: Variablen-Definitionen

- Codeerzeugung muss an mehreren Stellen angepasst werden
  - Variablendeklarationen, Feldzugriffe, Referenzerzeugung
  - Parameterübergabe, Rückgabewerte
  - Wir streben (beispielhaft) ein Wertemodell für Variablen an
- Definition einer lokalen Variable mit Record-Typ
  - Unsere IR-Maschine kann nur 32-Bit Variablen $\Rightarrow$ IR-Variable hält Pointer
  - Allokation am Stack mittels `StackAlloc` und `sizeof(Type)`

```
def visit_VarDecl(self, decl):
  bb = self.current_block
  cf = self.current_function

  # IR-Variable
  var = cf.create_variable(decl.name)
  decl.ir_obj = var
  # ggf. Objekt am Stack anlegen
  size = self.sizeof(decl.Type)
  if size > 4:
    bb.append(StackAlloc, var, size)
      if self.dynamic_types:
         bb.append(Store, var,
                   decl.Type.tag)
```

```
var obj : struct foo;
```

$\Downarrow$

```
obj  := StackAlloc 20
*obj := Store 12345   // Typ-Tag
```

Alternative: Größere Objekte auf den Heap (`HeapAlloc`, `HeapFree`)

Records: Zuweisungen

- Für die Zuweisung brauchen wir R- und L-Wert des Record-Objekts.
  - **Problem**: Nur Referenz, nicht aber Objekt, passt nicht in eine IR-Variable
  - Unsere einfache IR-Sprache erfordert komplexere Codeerzeugung

Records: Zuweisungen

- Für die Zuweisung brauchen wir R- und L-Wert des Record-Objekts.
  - **Problem**: Nur Referenz, nicht aber Objekt, passt nicht in eine IR-Variable
  - Unsere einfache IR-Sprache erfordert komplexere Codeerzeugung

  $\Rightarrow$ Wir verwenden die Referenz sowohl als R- als auch als L- Wert

```
def lvalue_Identifier(self, expr):
  ...
  if isinstance(expr.Type, RecordType):
     return expr.decl.ir_obj
```

```
def rvalue_Identifier(self, expr):
  ...
  if isinstance(expr.Type, RecordType):
     return expr.decl.ir_obj
```

Records: Zuweisungen

- Für die Zuweisung brauchen wir R- und L-Wert des Record-Objekts.
  - **Problem**: Nur Referenz, nicht aber Objekt, passt nicht in eine IR-Variable
  - Unsere einfache IR-Sprache erfordert komplexere Codeerzeugung

  ⇒ Wir verwenden die Referenz sowohl als R- als auch als L- Wert

```
def lvalue_Identifier(self, expr):
  ...
  if isinstance(expr.Type, RecordType):
     return expr.decl.ir_obj
```

```
def rvalue_Identifier(self, expr):
  ...
  if isinstance(expr.Type, RecordType):
     return expr.decl.ir_obj
```

- Zuweisungs-Operation für größere Objekte (> 4 Bytes)
  - Am Zuweisungsknoten kommen 2 Zeiger für Quelle, als auch für Ziel an
  - Verwendung der `memcpy()`-Hilfsfunktion mit konstanter Größe

```
var x : struct foo;
var y : struct foo;
x := y;
```

⇒

```
x  := StackAlloc 16
y  := StackAlloc 16
t1 := Call memcpy, x, y, 16
```

Records: Funktionsaufrufe

Erinnerung: Wir wollen Wertemodell für Variablen in der Sprache.

- Wir müssen Record-Objekte in Funktionen und wieder herausbekommen.
  - **Problem**: Wir können nur 32-Bit Wörter übergeben.
  - Call-by-Value: Der Aufgerufene soll eine Kopie des Objekts bekommen.

```
func f(obj : struct foo) : struct foo {
  obj.c := 33;
  return obj.c;
}
```

Records: Funktionsaufrufe

Erinnerung: Wir wollen Wertemodell für Variablen in der Sprache.

- Wir müssen Record-Objekte in Funktionen und wieder herausbekommen.
  - **Problem**: Wir können nur 32-Bit Wörter übergeben.
  - Call-by-Value: Der Aufgerufene soll eine Kopie des Objekts bekommen.

```
func f(obj : struct foo) : struct foo {
  obj.c := 33;
  return obj.c;
}
```

- **Lösung**: Wir führen ein Aufrufkonvention für größere Objekte ein.
  - Für Parameter: Der Aufrufende gibt Zeiger auf Originalobjekt mit.
    Der Aufgerufene legt sich eine Kopie als lokales Objekt an.
  - Für Rückgabe: Aufrufer gibt Zieladresse als zusätzlichen Parameter mit
    Ausschleusen des Rückgabewerts durch `memcpy()`

Records: Beispiel für Funktionsaufruf

Technische Universität Braunschweig

Aufrufstelle

```
var src : struct foo;
var dst : struct foo;
dst := f(src);
```

⇓

```
src := StackAlloc 16
dst := StackAlloc 16
t0  := Call f, dst, src
```

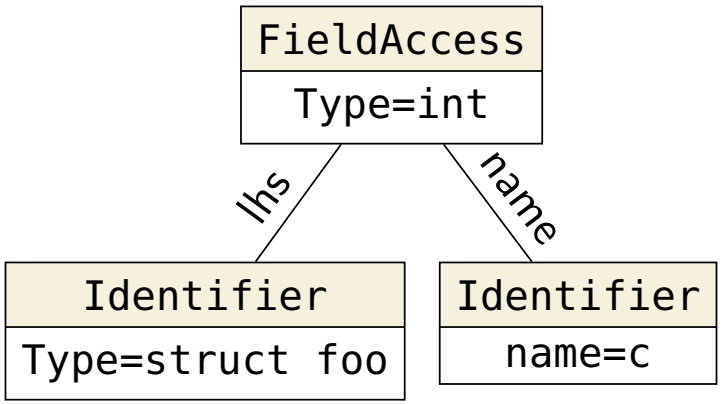
Funktion

```
func f(obj :struct foo) : struct foo {
  return obj;
}
```

⇓

```
<Function: f> {
  parameters = [__ret, obj]
  variables = [__obj]
  <BB: BB0> {
    // Prologue
    __obj := StackAlloc 16
    t0  := Call memcpy, __obj, obj, 16
    // Function Return
    t1  := Call memcpy, __ret, __obj, 16
    Return __ret
  }
}
```

Records: Feldzugriffe



L-Wert

```
obj.c := 100;
```

⇓

```
t0  := Add obj, 16
*t0 := Store 100
```

R-Wert

```
y := obj.c;
```

⇓

```
t0 := Add obj, 16
t1 := Load *t0
y  := Assign t1
```

- Ableitung der Feld-Adresse aus Objekt-Adresse und Feld-Offset

L-Wert

- L-Wert von `lhs` ist Basisadresse
- Offset **statisch** aus Layout bestimmen
- Feldadresse ist Basis+Offset

R-Wert

- Dereferenzierung des L-Werts
- Re-Use: `lvalue_FieldAccess()`

```
def lvalue_FieldAccess(self, expr):
  # Basisadresse des Objekts
  lhs_ptr = self.lvalue(expr.lhs)
  # Konstanter Offset des Felds
  layout = expr.Type.layout
  offset = layout[expr.name].offset
  # Adressberechung
  ret = self.current_function\
        .create_variable()
  self.current_block\
      .append(Add, ret, lhs_ptr, offset)
  return ret
```

Records: Fazit

- Records und Wertemodell haben nicht gut in unser IR-Modell gepasst.
  - Variablen sind nur 32-Bit
  - Abbildung des Wertemodell auf Referenzen
- Codeerzeugung verhält sich abhängig vom Typ völlig anders
  - Zuweisungsoperation bekommt Referenz auf Record-Objekte als R-Wert
  - Besondere Aufrufkonvention für Record-Objekte
  - Zeiger auf Record-Objekte sind kein Problem (`&struct foo`)
- Notwendigkeit einer Bibliothek mit Laufzeitfunktionen
  - Übersetzer verlässt sich auf die Existenz von Bibliotheksfunktionen (`memcpy()`)
  - Erweiterung des IR-Codes durch Funktionen (`Call`: Komplexbefehl)

Zusammenfassung

- Zwischencode für eine sequentielle virtuelle Maschine
  - Stack-Maschine oder Register-Maschine mit unendlich vielen Registern
  - 3-Adress-Code bzw. Quadrupel-Notation
- CFG-Datenstruktur nimmt Code während der Erzeugung auf
  - Erzeugen neuer Funktionen, Basisblöcke und lokaler Variablen
  - Anhängen einer Operation an den aktuellen Basisblock
- Unterschiedliche Codeerzeugung für L-/R-Werte
  - L-Wert: Visitor erzeugt eine temporäre Variable, die die Referenz enthält
  - R-Wert: Zurückgegebene Variable enthält berechneten Wert
- Kontrollstrukturen (`if, while`) werden linearisiert
  - Erzeugen neuer Basisblöcke und Abbildung des Kontrollflusses auf `(If)Goto`
  - Trennung der Belange zwischen Codeerzeugung und Optimierer
- Fallbeispiel: Records als komplexeres Sprachkonstrukt