Compilerbau Vorlesung Wintersemester 2008

Johannes Waldmann, HTWK Leipzig

12. Oktober 2010

Einleitung

Beispiel

Eingabe ($\approx$ Java):	Ausgabe (Drei-Adress-Code):
`{ int i;`	
`  float prod;`	`L1: prod = 0`
`  float [20] a;`	`L3: i = 1`
`  float [20] b;`	`L4: t1 = i * 8`
`  prod = 0;`	`    t2 = a [ t1 ]`
`  i = 1;`	`    t3 = i * 8`
`  do {`	`    t4 = b [ t3 ]`
`    prod = prod`	`    t5 = t2 * t4`
`      + a[i]*b[i];`	`    prod = prod + t5`
`    i = i+1;`	`L6: i = i + 1`
`  } while (i <= 20);`	`L5: if i <= 20 goto L4`
`}`	`L2:`

Inhalt

- Motivation, Hintergründe
- lexikalische und syntaktische Analyse (Kombinator-Parser)
- syntaxgesteuerte Übersetzung (Attributgrammatiken)
- Code-Erzeugung (+ Optimierungen)
- statische Typsysteme
- Laufzeitumgebungen

Sprachverarbeitung

- mit Compiler:
  - Quellprogramm → Compiler → Zielprogramm
  - Eingaben → Zielprogramm → Ausgaben
- mit Interpreter:
  - Quellprogramm, Eingaben → Interpreter → Ausgaben
- Mischform:
  - Quellprogramm → Compiler → Zwischenprogramm
  - Zwischenprogramm, Eingaben → virtuelle Maschine → Ausgaben

Compiler und andere Werkzeuge

- Quellprogramm
- Präprozessor → modifiziertes Quellprogramm
- Compiler → Assemblerprogramm
- Assembler → verschieblicher Maschinencode
- Linker, Bibliotheken → ausführbares Maschinenprogramm

Phasen eines Compilers

- Zeichenstrom
- lexikalische Analyse → Tokenstrom
- syntaktische Analyse → Syntaxbaum
- semantische Analyse → annotierter Syntaxbaum
- Zwischencode-Erzeugung → Zwischencode
- maschinenunabhängige Optimierungen → Zwischencode
- Zielcode-Erzeugung → Zielcode
- maschinenabhängige Optimierungen → Zielcode

Methoden und Modelle

- lexikalische Analyse: reguläre Ausdrücke, endliche Automaten
- syntaktische Analyse: kontextfreie Grammatiken, Kellerautomaten
- semantische Analyse: Attributgrammatiken
- Code-Erzeugung: bei Registerzuordnung: Graphenfärbung

Anwendungen von Techniken des Compilerbaus

- Implementierung höherer Programmiersprachen
- architekturspezifische Optimierungen (Parallelisierung, Speicherhierarchien)
- Entwurf neuer Architekturen (RISC, spezielle Hardware)
- Programm-Übersetzungen (Binär-Übersetzer, Hardwaresynthese, Datenbankanfragesprachen)
- Software-Werkzeuge

Literatur

- Franklyn Turbak, David Gifford, Mark Sheldon: *Design Concepts in Programming Languages*, MIT Press, 2008. `http://cs.wellesley.edu/~fturbak/`
- Guy Steele, Gerald Sussman: *Lambda: The Ultimate Imperative*, MIT AI Lab Memo AIM-353, 1976

  (the original 'lambda papers', `http://library.readscheme.org/page1.html`)
- Alfred V. Aho, Monica S. Lam, Ravi Sethi and Jeffrey D. Ullman: *Compilers: Principles, Techniques, and Tools (2nd edition)* Addison-Wesley, 2007, `http://dragonbook.stanford.edu/`

Organisation

- pro Woche eine Vorlesung, eine Übung.
- Prüfungszulassung:
  - Hausaufgaben (klein),
  - Projekt (mittelklein)
- Prüfung: Projektverteidigung

  (enthält auch Compilerbau-Fragen außerhalb des Projektes)

Projekt-Themen

- Erkennen von Codeverdopplungen, Extrahieren von Mustern, Erkennen der Anwendbarkeit von Mustern
- Refactorings als Eclipsefp-Plugin `http://eclipsefp.sourceforge.net/`
- Erweiterung der autotool-Aufgabe zu Java-Methodenaufrufen `https://autotool.imn.htwk-leipzig.de/cgi-bin/Trial.cgi?topic=TypeCheck-Quiz` (static → nonstatic, generic)
- SQL-Syntaxbäume (Query-Objekte)

Kombinator-Parser

Datentyp für Parser

```
data Parser c a =
     Parser ( [c] -> [ (a, [c]) ] )
```

- über Eingabestrom von Zeichen (Token) c,
- mit Resultattyp a,
- nichtdeterministisch (List).

Beispiel-Parser, Aufrufen mit:

```
parse :: Parser c a -> [c] -> [(a,[c])]
parse (Parser f) w = f w
```

Elementare Parser (I)

```
-- | das nächste Token
next :: Parser c c
next = Parser $ \ toks -> case toks of
    [] -> []
    ( t : ts ) -> [ ( t, ts ) ]
-- | das Ende des Tokenstroms
eof :: Parser c ()
eof = Parser $ \ toks -> case toks of
    [] -> [ ( (), [] ) ]
    _  -> []
-- | niemals erfolgreich
reject :: Parser c a
reject = Parser $ \ toks -> []
```

Monadisches Verketten von Parsern

```
instance Monad ( Parser c ) where
    return x = Parser $ \ s ->
        return ( x, s )
    Parser f >>= g = Parser $ \ s -> do
        ( a, t ) <- f s
        let Parser h = g a
        h t
```

beachte: das *return/do* gehört zur List-Monade

```
p :: Parser c (c,c)
p = do x <- next ; y <- next ; return (x,y)
```

Elementare Parser (II)

```
satisfy :: ( c -> Bool ) -> Parser c c
satisfy p = do
    x <- next
    if p x then return x else reject

expect :: Eq c => c -> Parser c c
expect c = satisfy ( == c )

ziffer :: Parser Char Integer
ziffer = do
    c <- satisfy Data.Char.isDigit
    return $ fromIntegral
           $ fromEnum c - fromEnum '0'
```

Kombinatoren für Parser (I)

- Folge (and then) (ist >>= aus der Monade)
- Auswahl (or)

```
( <|> ) :: Parser c a -> Parser c a -> Parser c a
Parser f <|> Parser g = Parser $ \ s -> f s ++ g s
```

- Wiederholung (beliebig viele)

```
many, many1 :: Parser c a -> Parser c [a]
many p = many1 p <|> return []
many1 p = do x <- p; xs <- many p; return $ x : xs
```

```
zahl :: Parser Char Integer = do
   zs <- many1 ziffer
   return $ foldl ( \ a z -> 10*a+z ) 0 zs
```

Kombinator-Parser und Grammatiken

Grammatik mit Regeln $S \to aSbS, S \to \epsilon$ entspricht

```
s :: Parser Char ()
s =   do { expect 'a' ; s ; expect 'b' ; s }
  <|> return ()
```

Anwendung: `exec "abab" $ do s ; eof`

Parser für (geschachtelte) Listen

konkrete Syntax:

```
(foo (bar baz ()) 1234)
```

abstrakte Syntax:

```
data Expression
    = Identifier String
    | List [ Expression ]
```

- parse: `String -> Expression`
- print: `Expression -> String`
- pretty-print: `Expression -> Doc`

Robuste Parser-Bibliotheken

Designfragen:

- Nichtdeterminismus einschränken
- Fehlermeldungen (Quelltextposition)

Beispiel: Parsec (Autor: Daan Leijen)
`http://www.haskell.org/haskellwiki/Parsec`
Übungen:

- parsec-Parser aufrufen
- parsec-Parser selbst schreiben (elementare, Kombinatoren)
- buildExpressionParser

Pretty-Printing (I)

John Hughes's and Simon Peyton Jones's Pretty Printer Combinators
Based on *The Design of a Pretty-printing Library* in *Advanced Functional Programming*, Johan Jeuring and Erik Meijer (eds), LNCS 925
`http://hackage.haskell.org/packages/archive/pretty/1.0.1.0/doc/html/Text-PrettyPrint-HughesPJ.html`

Pretty-Printing (II)

- `data Doc` abstrakter Dokumententyp, repräsentiert Textblöcke
- Konstruktoren:

```
text :: String -> Doc
```

- Kombinatoren:

```
vcat       :: [ Doc ] -> Doc -- vertikal
hcat, hsep :: [ Doc ] -> Doc -- horizontal
```

- Ausgabe: `render :: Doc -> String`

Konkrete abstrakte Syntax

Motivation (I)

- wollen uns in (diesem) Compilerbau nicht mit *konkreter Syntax* beschäftigen,

  (ist zwar ein klassisches Gebiet: kontextfreie Grammatiken, Kellerautomaten, LL/LR-Parser usw., aber leider haben wir keine Zeit—und mit Parsec kommt man schon sehr sehr weit)
- sondern mit *Semantik* (Interpretation, Kompilation)

  dazu muß nur die abstrakte Syntax möglichst einfach und systematisch repräsentiert werden.

Motivation (II)

Datenaustausch

- in einem Programm: Objekte der Programmiersprache (Graphen, Bäume)
- zwischen Programmen gleicher Sprache: binäre Serialisierung
- zwischen Programmen verschiedener Sprachen: textuelle, sprachunabhängige Serialisierung

Ziel: Anwendungs- und sprachunabhängige konkrete Syntax.

Varianten

- 199?: XML(-RPC)
- 200?: JSON
- 196?: LISP

die konkrete Syntax von LISP (für Daten *und* Programme) löst das Problem bereits so gut wie möglich
vgl. Phil Wadler: *The Essence of XML* (slides of 2002 POPL talk) `http://homepages.inf.ed.ac.uk/wadler/topics/xml.html`

JSON

`http://json.org/`
Java Script Object Notation
value →

- string, number, (true, false, null)
- object `{ foo = value1, bar = value2 }`
- array `[ value1, value2, value3 ]`

Zweistufige Syntax

(für die Beispielsprachen aus dem Compilerbau, wie im Buch Design Concepts of Programming Languages)

- konkret: String
- konkret abstrakt: LISP, S(ymbolic) Exp(ressions)
- abstrakt: anwendungsspezifisch

Transformationen:

- String ↔ Sexp:
  Typklassen Autolib.Reader/ToDoc
- Sexp ↔ abstrakt:
  Typklassen DCPL.Input/Output

Unterprogramme

Beispiele

- in verschiedenen Prog.-Sprachen gibt es verschiedene Formen von Unterprogrammen:
  Prozedur, sog. Funktion, Methode, Operator, Delegate, anonymes Unterprogramm
- allgemeinstes Modell: Kalkül der anonymen Funktionen (Lambda-Kalkül), Syntax besteht aus:
  - Variablen $x, y, \ldots$
  - Applikationen xx, $(\lambda x.xx)y$
  - Abstraktionen $\lambda x.xx$, $\lambda x.(\lambda y.x)$

Konkrete Abstrakte Syntax

abstrakt:

```
data Exp = I S.Id --  Bezeichner (Variable)
  | Abstraction
       { formal :: S.Id , body :: Exp }
  | Application
       { rator  :: Exp  , rand :: Exp }
```

konkret:

```
(lam g (lam a (lam b (app (app g b) a))))
```

(nach Turbak, Gifford: Design Concepts in Programming Languages)

Primitive Operationen

($=$ Funktionen, die keine Lambda-Ausdrücke sind, weil sie direkt auf primitiven Werten rechnen)
abstrakt:

```
data Exp = ...
   | Literal Integer
   | PrimitiveApplication
      { primop :: PrimOp , arg :: [ Exp ] }
data PrimOp
     = PrimOp { name :: S.Id }
```

konkret:

```
(prim + 2 (prim * 3 4)))
```

Wiederholung: Operationale Semantik

(SOS - small step operational semantics)
Ein-Schritt-Relation

- β-Reduktion: $(\lambda x.M)N \to_\beta M[x := N]$

falls bound-vars(M) und free-vars(N) disjunkt.
bei Bedarf gebundene Var. umbenennen

- α-Reduktion: $\lambda x.M \to_\alpha \lambda y.M[x := y]$

Abschluß von $\to_\beta$ unter Kontexten:

- $A_1 \to_\beta A_2 \Rightarrow A_1 B \to_\beta A_2 B, BA_1 \to_\beta BA_2, \lambda x A_1 \to_\beta \lambda x A_2$

operationale Semantik ($=$ Programmausführung)
ist reflexive transitive Hülle $\to_\beta^*$ (Mehr-Schritt-Relation)

Denotationale Semantik

Denotationale Semantik eines Unterprogrammes (in einer deklarativen Programmiersprache) ist eine *Funktion.*

- Semantik von Literalen:
  bezeichnen (primitive) Objekte selbst
- Semantik primitiver Operationen:
  - (Zahlen-)Werte der Argumente bestimmen,
  - dann Operation anwenden
- Semantik von Lambda-Ausdrücken (Abstraktionen, Applikationen)?

Denotationale Semantik (II)

Semantik von *lokalen* Unterprogrammen hängt ab von weiter außen gebundenen Variablen.
zutreffendes Modell ist deswegen:

- Semantik :: Exp × Env → Value
- Exp ... Menge der Ausdrücke
- Value ... Menge der Werte
- Umgebungen Env :: Var → Value
- Var ... Menge der Variablen

(Vorsicht, das ist teilw. vereinfacht, Verallgemeinerung folgt)

Umgebungen

- Umgebungen Env :: Var → (Value ∪ Error)

(Variable nicht gebunden: Error)
Operationen mit Umgebungen:

- lookup :: Var → Env → (Value ∪ Error)

  lookup i e = ei
- leere Umgebung = const Error = λj.Error
- neue Bindung:

  $e[i/v] := \lambda j.$ if $i = j$ then v else ej

Semantische Bereiche

Value = ...

- Zahlen (für prim. Op.)
- Wahrheitswerte (für prim. Op.)
- in Applikation `(app f a)` ist der Wert von f eine Funktion (Sprechweise hier: procedural value)

unvollständig und vereinfacht:

```
data Value
  = VInt Integer
  | VBool Bool
  | VProc ( Value -> Value )
```

call-by-value

Semantik von Applikation `(app f a)` in Umgebung e

- Sem. von f in e ist `VProc p :: Value`
- Sem. von a in e ist `v :: Value`
- berechne `p v`

Semantik von Abstraktion `(lam i b)` in Umgebung e

- ist Funktion $\lambda x. \dots$
- Semantik von b in $e[i/x]$

Semantik von Bezeichner `i` in Umgebung e

- `lookup i e`

Andere Semantiken?

Beispiel:

```
(prim / 1 0) ==> (error divide-by-zero)
(app (lam x 3) (prim / 1 0)) =?=> 3
```

Umgebung speichert für Namen (x):

- call-by-value:

  Wert des Arguments
- call-by-name:

  Rechnung, die diesen Wert ergibt

Call-by-name

Semantik von Applikation `(app f a)` in Umgebung e

- Sem. von f in e ist `VProc p :: Value`
- wende p an auf Sem. von a in e

Semantik von Abstraktion `(lam i b)` in Umgebung e

- ist Funktion $\lambda x. \dots$
- Semantik von b in $e[i/x]$

Zusammenfassung bisher

allgemein:

- Value (Werte): Zahl, Proc, ...
- Comp (Rechnung): Resultat der Semantik-Funktionen
- Nameable: kann benannt werden, steht in Umgebungen

  beachte: Value = ... VProc (Nameable → Comp)

nebenwirkungsfreie (deklarative) Sprachen:

- Comp = $(\text{Value} \cup \text{Error})_\perp$ ... (OK, Fehler, Divergenz)

call-by-value: Nameable = Value
call-by-name: Nameable = Comp
später: Nebenwirkungen: Comp = State → (Value State)

Syntactic Sugar

Motivation

Semantik für Spracheigenschaft:

- direkt implementieren (z. B. Interpreter)
- indirekt implementieren (durch Transformation auf Kernsprache)

Transformationen sind „nur Syntax“, daher die Bezeichnung *syntactic sugar*.

Mehrfach-Abstraktion/Applikation

bereits im Lambda-Kalkül vereinbart:

$$((\lambda xy.M)AB) \equiv (((\lambda x.(\lambda y.M))A)B)$$

bisher: konkret: `(lam x b)`, `(app f a)`, abstrakt:

```
| Abstraction { formal :: S.Id , body :: Exp }
| Application { rator :: Exp, rand :: Exp }
```

neu: konkret: `(abs (x y) b)`, `(f a b c)`, abstrakt:

```
| MultiAbstraction
    { mformal :: [ S.Id ] , body :: Exp }
| MultiApplication
    { rator :: Exp, mrand :: [ Exp ] }
```

Mehrfach-Abstraktion/Applikation

Desugaring durch Ersetzungsregeln:

```
(abs []     b) -> b
(abs (x:xs) b) -> (lam x (abs xs b))

(f []    ) -> f
(f (x:xs)) -> ((app f x) xs)
```

nützliche Abkürzung für primitive Operationen:

```
(prim + 3 4) -> (@+ 3 4)
```

Lokale Bindungen

konkret:

```
(let ((n1 x1) (n2 x2)) y)
```

abstrakt:

```
data Exp = ...
| LocalBinding
    { binders :: [ Binder ] , body :: Exp }
data Binder =
   Binder { bname :: S.Id, bdefn  :: Exp }
```

Übersetzung in Applikation/Abstraktion

Was folgt daraus über Sichtbarkeiten?

Lokale Bindungen (Übersetzung)

Übersetzung in Multi-Applikation/Abstraktion

```
(let [(n1,x1),..,(nk,xk)] y)
   -> ((abs [n1,..,nk] y) x1 .. xk)
```

Beachte: das geht nicht:

```
(let ((x (@+ 3 4)) (y (@* x x))) (@- x y))
```

die `x` in Definition von `y` beziehen sich nicht auf das `x` aus der ersten Definition

Abhilfe:

```
(let ((x (@+ 3 4)))
     (let ((y (@* x x))) (@- x y)) )
```

Fixpunkte

Motivation

Das geht bisher gar nicht:

```
(let ((f (lam x (if (@= x 0)
                    1
                    (@* x (app f (@- x 1)))) ))
      (app f 3) )
```

(Bezeichner f ist nicht sichtbar)

Lösung:

```
( (rec f (lam x (if ... (app f ...)))) 3)
```

mit neuem primitiven Knotentyp `rec`

Rekursion

abstrakt:

```
data Exp = ...
| Recursion { rname :: S.Id, body :: Exp }
```

konkret:

```
(rec n b)
```

Semantik von `rec n b` in Umgebung E
ist der Fixpunkt (vom Typ Comp)
der Funktion (vom Typ Comp $\to$ Comp)

$$\lambda c.\text{Semantik von } b \text{ in } E[n/c]$$

Existenz von Fixpunkten

Fixpunkt von $f :: C \to C$ ist $x :: C$ mit $fx = x$.

Existenz? Eindeutigkeit? Konstruktion?

Satz: Wenn C *pointed CPO* und f *stetig*, dann besitzt f genau einen kleinsten Fixpunkt.

Begriffe:

- CPO = complete partial order = vollständige Halbordnung
- complete = jede monotone Folge besitzt Supremum (= kleinste obere Schranke)
- pointed: C hat kleinstes Element $\bot$
- stetig: $f(\sup \vec{x}) = \sup f(\vec{x})$

Dann fix$(f) = \sup[\bot, f(\bot), f^2(\bot), \dots]$

Funktionen als CPO

- partielle Funktionen $C = (B \to B)$
- Bereich $B \cup \bot$ geordnet durch $\forall x \in B : \bot < x$
- C geordnet durch $f \le g \iff \forall x \in B : f(x) \le g(x)$,
- d. h. g ist Verfeinerung von f
- Das Bottom-Element von C ist die überall undefinierte Funktion.

Funktionen als CPO, Beispiel

Wert von

```
(rec f (lam x
  (if (@= x 0) 1 (@* x (app f (@- x 1)))) )))
```

ist Fixpunkt der Funktion $F =$

```
(lam f (lam x
  (if (@= x 0) 1 (@* x (app f (@- x 1)))) )))
```

Iterative Berechnung des Fixpunktes:

$$\begin{aligned} \bot &= \emptyset \quad \text{überall undefiniert} \\ F\bot &= \{(0,1)\} \quad \text{sonst } \bot \\ F(F\bot) &= \{(0,1),(1,1)\} \quad \text{sonst } \bot \\ F^3\bot &= \{(0,1),(1,1),(2,2)\} \quad \text{sonst } \bot \end{aligned}$$

letrec

konkret:

```
(letrec ((n1 x1) (n2 x2)) y)
```

wobei `n1, n2` sichtbar in `x1,x2`

abstrakt:

```
data Exp = ...
| RecursiveBinding
    { binders :: [ Binder ] , body :: Exp }
```

Beispiele:

```
(letrec ((x (@+ 3 4)) (y (@* x x))) (@- x y))
(letrec ((f (lam x (.. (f (@- x 1)) ..)))) (f
```


letrec: Transformation nach rec

(DCPL Fig. 6.7 p. 233)

```
(letrec ((n1 x1) .. (nk xk)) y)
->
(app (rec t
         (lam s
              (s (t (abs (n1..nk) x1)
                     ...
                     (abs (n1..nk) xk) ))))
     (abs (n1..nk) y) )
```


Fixpunkt-Kombinatoren

- Definition: $Y := \lambda f.((\lambda x.f(xx))(\lambda x.f(xx)))$
- Satz: Yf ist Fixpunkt von f
- d.h. Y ist *Fixpunkt-Kombinator*
- Beweis: vergleiche (Yf) und $f(Yf)$
- Folgerung: rec wird eigentlich nicht benötigt

Daten

Paare

Syntax:

```
(pair x y) -- Konstruktor

(fst p)    -- Destruktor
(snd p)    -- Destruktor
```

Semantik (Plan):

```
für alle x, y:
    (fst (pair x y)) == x
    (snd (pair x y)) == y
```


Listen

mit solchen Paaren kann man im Prinzip alles ausdrücken, z. B. Listen durch syntactic sugar:

```
(list      []) --> #u
(list (x:xs) ) --> (pair x (list xs))
```


Semantik für Paare

was soll die Semantik dieses Ausdrucks sein?

```
(fst (pair 1 (@/ 1 0)))
```

- `1` : pair-Konstruktor ist *nicht strikt*
- `(error divide-by-zero)` : pair-Konstruktor ist *strikt*

Strikte Paare

```
data Value = ...
           | Pair Value Value
```

Semantik von `(pair X1 X2)` in Umgebung E ist die folgende Rechnung:

- führe Semantik von `X1` in E aus, liefert `v1 :: Value`
- führe Semantik von `X2` in E aus, liefert `v2 :: Value`
- Resultat ist `Pair v1 v2`

Semantik von `(fst p)`: führe Semantik von p aus, liefert `Pair v1 v2`, Resultat ist `v1`.

Nicht strikte Paare

```
data Value = ...
           | Pair Comp Comp
```

Semantik von `(pair X1 X2)` in Umgebung E ist diese Rechnung:

- Semantik von `X1` in E ist `c1 :: Comp`
- Semantik von `X2` in E ist `c2 :: Comp`
- Resultat ist `Pair c1 c2`

Semantik von `(fst p)`: führe Semantik von p aus, liefert `Pair c1 c2`, führe `c1` aus, Resultat ist `v1`.

Simulation von nicht strikten Paaren

```
(ns-pair X Y)
--> (pair (abs (u) X) (abs (u) Y))

(ns-fst P) --> ((fst P) #u)
```

- in CBV müssen das desugaring-Regeln sein, `ns-pair` ist keine CBV-Funktion.
- `u` darf nicht in `X,Y` vorkommen
- `(abs (u) X)` heißt *thunk*

mit thunking nur für zweites pair-Argument erhält man (lazy) streams,
vgl. Iterator/Enumerator in Java/C#

Zustand/Speicher

Motivation

bisherige Programme sind nebenwirkungsfrei, das ist nicht immer erwünscht:

- direktes Rechnen auf von-Neumann-Maschine: Änderungen im Hauptspeicher
- direkte Modellierung von Prozessen mit Zustandsänderungen ((endl.) Automaten)

Dazu muß semantischer Bereich geändert werden.

- bisher: `Comp = Value + Error`
- jetzt: `Comp = State -> ( Value, State )`

Semantik von (Teil-)Programmen ist Zustandsänderung.

Speicher

```
type Store = Map Location Value
```

Syntax: Ausdrücke:

```
data Exp = ...
   | (cell Exp) -- CellCreation
   | (begin Exp Exp) -- SimpleSequencing
```

Primops:

- lesen `(@^ E)`
- schreiben `(@:= E1 E2)`,
- testen (ist Location?) `(@cell? E)`,
- test (gleiche Location?) `(cell=? E1 E2)`.

Beachte: explizite Dereferenzierung (`@^`)

Syntactic Sugar

- Anweisungsfolgen beliebiger Länge

```
(begin) --> #u ; (begin E) --> E
(begin (E:Es)) --> (begin E (begin Es))
```

- „if ohne else“

```
(if test yeah) --> (if test yeah #u)
```

- Wiederholung

```
(while test body) -->
    (letrec ((loop (...))) loop)
```


Semantik f. Speicher

```
type Store = Map Location Value
type State = Store

type Comp = State -> ( Value, State )
```

Das ist genau die Zustands-Monade aus Haskell.
primitive Operationen (vgl. DCPL.Store)

- allocating
- fetching
- update

Veränderliche Variablen

(bis jetzt sind unsere „Variablen“ konstant und nur die Zellen veränderlich.)
neue Syntax `(set! I E)`, I … Identifier, E … Exp

erfordert Änderung in der Semantik: bisher: Nameable = Value, jetzt: Nameable = Location

Realisierung von (Name → Wert) durch *zwei* Bindungen:

- (in Umgebung:) Name → Location
- (im Speicher:) Location → Value

Ausblick:

- CBV, CBN, CBReference

Assignment Conversion

(als Transformationsschritt im Compiler):

- Eingabe: Programm mit veränderlichen Variablen
- Ausgabe: Programm mit „konstanten Variablen“ und veränderlichen Zellen

Variable ersetzen durch (Verweis auf) Zelle:

```
(begin (set! x (@* 2 y)) x))
==>
(let ((x (cell x)) (y (cell y)))
     (begin (@:= x (@* 2 (@^ y))) (@^ x)))
```

Bessere Implementierung: nur für die Variablen, die tatsächlich Zuweisungsziel sind (im Bsp: `y` nicht)

Ablaufsteuerung/Continuations

Definition

(alles nach: Turbak/Gifford Ch. 17.9)
CPS-Transformation (continuation passing style):

- original: Funktion gibt Wert zurück

  ```
  f == (abs (x y) (let ( ... ) v))
  ```

- cps: Funktion erhält zusätzliches Argument, das ist eine *Fortsetzung* (continuation), die den Wert verarbeitet:

  ```
  f-cps == (abs (x y k) (let ( ... ) (k v))
  ```

aus `g (f 3 2)` wird `f-cps 3 2 g-cps`

Motivation

Funktionsaufrufe in CPS-Programm kehren nie zurück, können also als Sprünge implementiert werden!

CPS als einheitlicher Mechanismus für

- Linearisierung (sequentielle Anordnung von primitiven Operationen)
- Ablaufsteuerung (Schleifen, nicht lokale Sprünge)
- Unterprogramme (Übergabe von Argumenten und Resultat)
- Unterprogramme mit mehreren Resultaten

CPS für Resultat-Tupel

wie modelliert man Funktion mit mehreren Rückgabewerten?

- benutze Datentyp Tupel (Paar):

  ```
  f : A -> (B, C)
  ```

- benutze Continuation:

  ```
  f/cps : A -> (B -> C -> D) -> D
  ```

CPS/Tupel-Beispiel

erweiterter Euklidischer Algorithmus:

```
prop_egcd x y =
    let (p,q) = egcd x y
    in  abs (p*x + q*y) == gcd x y

egcd :: Integer -> Integer
     -> ( Integer, Integer )
egcd x y = if y == 0 then ???
           else let (d,m) = divMod x y
                    (p,q) = egcd y m
                in  ???
```

vervollständige, übersetze in CPS

CPS für Ablaufsteuerung

Beispiel label/jump:

```
(@+ 1
    (label
       exit
        (@* 2 (@- 3 (@+ 4 (jump exit 5))))))
```

semantischer Bereich:

```
data Value = ... | VCtrlPoint Expcont
```

d. h. Continuations sind Werte

```
Expcont =   Value -> State Store Value
Comp    = Expcont -> State Store Value
```

Modul: `DCPL.Semantics.FLICK.Cont`

Semantik für CPS

Semantik von Ausdruck `x`
in Umgebung E mit Continuation k

- `x = (app f a)`

  Semantik von f in E mit Continuation: $\lambda p.$

  Semantik von a in E mit Continuation: $\lambda v.p\ v\ k$

- `x = (label L B)`

  Semantik von B in Umgebung $E[L/k]$ mit k

- `x = (jump L B)`

  let $k' =$ gebundener Wert von L in E,

  Semantik von B in E mit k'

CPS-Transformation: Spezifikation

(als Schritt im Compiler)

- Eingabe: Ausdruck X, Ausgabe: Ausdruck Y
- Semantik: $X \equiv Y(\lambda v.v)$

  (triviale top-level continuation)

- Syntax:
  - $X \in$ Exp (fast) beliebig,
  - $Y \in$ ExpCPS stark eingeschränkt
    - keine geschachtelten Applikationen
    - Argumente von Applikationen und Primops sind Variablen oder Literale

CPS-Transformation: Zielsyntax

```
Exp/CPS ==> (app Id Exp/Value^*)
     | (if Exp/Value Exp/CPS Exp/CPS)
     | (let ((Id Exp/Letable)) Exp/CPS)
     | (error Msg)
Exp/Value ==> Literal + Identifier
Exp/Letable ==> Literal
     | (abs Id^* Exp/CPS)
     | (prim Primop Exp/Value^*)
```

Übersetze

```
(@+ (@- 0 (@* b b)) (@* 4 (@* a c)))
```


Beispiel

```
(@+ (@- 0 (@* b b)) (@* 4 (@* a c)))
==>
(let ((t.3 (@* b b)))
  (let ((t.2 (@- 0 t.3)))
    (let ((t.5 (@* a c)))
       (let ((t.4 (@* 4 t.5)))
         (let ((t.1 (+ t.2 t.4)))
           (app ktop.0 t.1) )))))
```


Transformation f. Applikation

```
CPS[ (app f a1 ... an) ] =
(abs (k)
  (app CPS[f] (abs (i_0)
    (app CPS[a1] (abs (i_1)
      ...
        (app CPS[an] (abs (i_n)
           (app i_0 i_1 ... i_n k)))...)))))
```

dabei sind `k, i_0, .. i_n` *frische* Namen (= die im gesamten Ausdruck nicht vorkommen)

Ü: ähnlich für Primop (Unterschied?)

Transformation f. Abstraktion

```
CPS[ (abs (i_1 ... i_n) b) ] =
(abs (k)
  (let ((i (abs (i_1 .. i_n c)
              (app CPS[b] c))))
    (app k i)))
```

Ü: Transformation für `let`

Vereinfachungen

um geforderte Syntax (ExpCPS) zu erreichen:

- implicit-let

```
(app (abs (i_1 .. i_n) b) a_1 .. a_n)
==>
(let ((i_1 a_1)) ( .. (let ((i_n a_n)) b)..))
```

Umbenennungen von Variablen entfernen:

- copy-prop

```
(let ((i i')) b) ==> b [i:=i']
```

aber kein allgemeines Inlining

Besser: Meta-Continuations

- bisher: CPS: Exp → Exp
- jetzt: CPS: Exp → MetaCont → Exp

```
CPS[ (app f a1 ... an) ] =
(m-abs (K)
  (m-app CPS[f] (m-abs (i_0)
      ...
        (m-app CPS[an] (m-abs (i_n)
   ???     (app i_0 i_1 ... i_n k)))...)))))
```

ändere letzte Zeile in

```
(let ((i (abs (temp) K[temp])))
     (app i_0 .. i_n i))
```


Closure Conversion

Motivation

(Literatur: DCPL 17.10) — Beispiel:

```
(let ((linear
        (abs(a b) (abs (x) (@+ (@* a x) b)))))
  (let ((f (linear 4 5)) (g (linear 6 7)))
    (@+ (f 8) (g 9)) ))
```

beachte nicht lokale Variablen: `(abs (x) .. a .. b )`

- Semantik-Definition (Interpreter) benutzt Umgebung
- Transformation (closure conversion, environment conversion) (im Compiler) macht Umgebungen explizit.

Spezifikation

closure conversion:

- Eingabe: Programm P
- Ausgabe: äquivalentes Programm P', bei dem alle Abstraktionen *geschlossen* sind
- zusätzlich: P in CPS $\Rightarrow$ P' in CPS

geschlossen: alle Variablen sind lokal

Ansatz:

- Werte der benötigten nicht lokalen Variablen
  ⇒ zusätzliche(s) Argument(e) der Abstraktion
- auch Applikationen entsprechend ändern

closure passing style

- Umgebung = Tupel der Werte der benötigten nicht lokalen Variablen
- Closure = Paar aus Code und Umgebung
  realisiert als (Code, Wert$_1$, ..., Wert$_n$)

```
(abs (x) (@+ (@* a x) b))
==>
(abs (clo x)
  (let ((a (@get 2 clo))
        (b (@get 3 clo)))
    (@+ (@* a x) b) ))
```

Closure-Konstruktion?
Komplette Übersetzung des Beispiels?

Transformation

```
CLP[ (abs (i_1 .. i_n) b) ] =
   (@prod (abs (clo i_1 .. i_n)
              (let ((v_1 (@get 2 clo)) .. )
                CLP[b] ))
          v_1 .. )
```

wobei $\{v_1, \ldots\}$ = freie Variablen in b

```
CLP[ (app f a_1 .. a_n) ] =
  (let ((clo CLP[f])
        (code (@get 1 clo)))
    (app code clo CLP[a_1] .. CLP[a_n]) )
```

zur Erhaltung der CPS-Form: anstatt erster Regel

```
CLP[ (let ((i (abs (..) ..))) b) ] = ...
```


Zuweisungen und Closures

die Werte der nicht lokalen Variablen werden kopiert (in die Closures).
falls Zuweisungen an Variablen erlaubt sind (`set!`):

- *erst* assignment conversion
- *danach* closure conversion

Vergleich mit inneren Klassen

```
interface Fun { int app (int x); }
class Linear {
  static Fun linear (int a, int b) {
    return new Fun() {
      int app (int x) { return a * x + b; }
  } }
  static int example() {
    Fun f = linear (4,5);
    Fun g = linear (6,7);
    return f.app(8) + g.app(9);
} }
```

Fehler? Bytecode?

Lifting

Spezifikation

(lambda) lifting:

- Eingabe: Programm P
- Ausgabe: äquivalentes Programm P',
  bei dem alle Abstraktionen global sind

Motivation: in Maschinencode gibt es nur globale Sprungziele
(CPS-Transformation: Unterprogramme kehren nie zurück $\Rightarrow$ globale Sprünge)

Realisierung

nach closure conversion sind alle Abstraktionen geschlossen, diese müssen nur noch aufgesammelt und eindeutig benannt werden.
Syntax-Erweiterung:

```
(program (a_1 .. a_n)
  -- body:
  (let ( ... ) ...)
  -- ab hier neu:
  (def sub0 (abs (...) body0))
  ...
)
```

dann in `body*` keine Abstraktionen gestattet

Kombinatorische Logik

Motivation

bisher: closure conversion + lifting:
beliebiges Programm (Lambda-Ausdruck) $\Rightarrow$ Programm mit nur globalen Funktionen (und Tupeln)

man kann sogar jeden Lambda-Ausdruck in äquivalentes Programm mit wenigen und feststehenden globalen Funktionen (Kombinatoren) übersetzen.

Beispiel

vordefinierte Kombinatoren:
$I = \lambda x.x, K = \lambda xy.x, S = \lambda xyz.xz(yz)$

Programm: $P = \lambda x.xx$
Übersetzung: $P' = SII$
Begründung: $P'x = SIIx \to Ix(Ix) \to x(Ix) \to xx$

Systematische Übersetzung

Spezifikation:

- Eingabe: geschlossener Lambda-Ausdruck P
- Ausgabe: äquivalenter Kombinator-Ausdruck $[P]$

  (Applikationen mit S, K, I; sonst keine Variablen und Lambdas)

benutzt $[\lambda x.A] = \mathrm{lift}_x(A)$ mit Spezifikation: $\mathrm{lift}_x(A)x \to^* A$

- $\mathrm{lift}_x(y) =$ falls $x = y$ dann I sonst Ky
- $\mathrm{lift}_x(AB) = S\,\mathrm{lift}_x(A)\,\mathrm{lift}_x(B)$
- $\mathrm{lift}_x(\lambda y.A) = \mathrm{lift}_x(\mathrm{lift}_y(A))$

Beispiele: $\lambda x.xx, \lambda xy.y, \lambda xy.yx$ — Vereinfachungen?

Kombinator-Basen

Def: Eine Menge M von Kombinatoren heißt *Basis*, falls es zu jedem Lambda-Ausdruck einen äquivalenten Ausdruck nur aus Applikationen und Kombinatoren aus M gibt.

Satz: $\{S, K, I\}$ ist Basis.
Satz: $\{S, K\}$ ist Basis. — Beweis? $I = \ldots$
Satz: es gibt eine Basis mit nur einem Element. (Schwer.)

Literatur:

- Henk Barendregt: The Lambda Calculus, its Syntax and Semantics, 1984. `http://www.cs.ru.nl/~henk/`
- Raymond Smullyan: How To Mock a Mockingbird, 1985. `http://www.raymondsmullyan.com/`

Rechnen mit Kombinatoren

- Standard-Basis: $Kxy \to x, Ix \to x, Sxyz \to xz(yz)$
- Tupel : $\langle A_1, \ldots, A_n\rangle := \lambda x.xA_1 \ldots A_n$
- Projektionen: $P_i^n\langle A_1, \ldots, A_n\rangle \to A_i$
- $X = \langle K, S, K\rangle$
- $XXX \to ?, X(XX) \to ?$
- Zahlen (nach Church): $[n] := \lambda fx.f^n(x)$
- Nachfolger? Summe?

(Barendregt, S. 140, 166)

Registervergabe

Motivation

- (klassische) reale CPU/Rechner hat nur *globalen* Speicher (Register, Hauptspeicher)
- Argumentübergabe (Hauptprogramm → Unterprogramm) muß diesen Speicher benutzen

  (Rückgabe brauchen wir nicht wegen CPS)

- Zugriff auf Register schneller als auf Hauptspeicher ⇒ bevorzugt Register benutzen.

Plan (I)

- Modell: Rechner mit beliebig vielen Registern $(R_0, R_1, \ldots)$
- Befehle:
  - Literal laden (in Register)
  - Register laden (kopieren)
  - direkt springen (zu literaler Adresse)
  - indirekt springen (zu Adresse in Register)
- Unterprogramm-Argumente in Registern:
  - für Abstraktionen: $(R_0, R_1, \ldots, R_k)$
    (genau diese, genau dieser Reihe nach)
  - für primitive Operationen: beliebig
- Transformation: lokale Namen → Registernamen

Plan (II)

- Modell: Rechner mit begrenzt vielen realen Registern,

  z. B. $(R_0, \ldots, R_7)$

- falls diese nicht ausreichen: *register spilling*

  virtuelle Register in Hauptspeicher abbilden

- Hauptspeicher (viel) langsamer als Register:

  möglichst wenig HS-Operationen:

  geeignete Auswahl der Spill-Register nötig

Registerbenutzung

Allgemeine Form der Programme:

```
(let* ((r1 (...))
       (r2 (...))
       (r3 (...)))
       ...
  (r4 ...))
```

für jeden Zeitpunkt ausrechnen: Menge der *freien* Register (= deren aktueller Wert nicht (mehr) benötigt wird)
nächstes Zuweisungsziel ist niedrigstes freies Register (andere Varianten sind denkbar)
vor jedem UP-Aufruf: *register shuffle* (damit die Argumente in $R_0, \ldots, R_k$ stehen)

Registervergabe und Graphenfärbung

Gegeben Programm (das Let innerhalb einer Abstraktion), konstruiere Graph $G = (V, E)$

- Knoten V: die lokal gebundenen Namen
- Kanten E: falls x und y gleichzeitig benötigt, dann $xy \in E$.

gesucht ist konfliktfreie Färbung mit geringer Farbzahl:

- Farben C: (virtuelle) Register
- Färbung: Abbildung $f : V \to C$
- konfliktfrei: $\forall xy \in E : f(x) \neq f(y)$

Algorithmen zur Färbung

Das Entscheidungsproblem COL

- Eingabe: (G, k)
- Frage: existiert konfliktfreie Färbung f für G mit $|\operatorname{img} f| \le k$

... ist NP-vollständig
$\Rightarrow$ kein effizienter Algorithmus bekannt

Näherungsverfahren (für Farben $\{1, 2, \ldots\}$):

- färbe der Reihe nach jeden Punkt mit der kleinsten freien Farbe ($=$ die nicht unter seinen Nachbarn vorkommt)

Heuristik für gute Reihenfolge?

Graphenparameter

- Maximalgrad $\Delta(G)$
- chromatische Zahl $\chi(G)$
  kleinstes k, für das G eine konfliktfreie k-Färbung besitzt
- Cliquenzahl $\omega(G)$: maximale Knotenzahl einer Clique
  ($=$ vollständig verbundener Teilgraph)

Anwendungen:

- Folgerung aus Algorithmus: $\chi(G) \le \Delta(G) + 1$.
  Für welche Graphen gilt Gleichheit?
- größter Fehler des heuristischen Algorithmus?
- trivial $\omega(G) \le \chi(G)$. Möglicher Abstand?

Register-Files

SPARC-Architektur:

- Register-File besteht aus Blöcken von je 8 Registern
- Register-Window zeigt je drei benachbarte Blöcke
- bei UP-Aufruf/Rückkehr wandert Window um zwei (!) Blöcke nach rechts/links (d. h. die Fenster überlappen)

Registersatz besteht aus

- global $G_0, \ldots, G_7$
- in $I_0, \ldots, I_7$ (links im Fenster)
- lokal $L_0, \ldots, L_7$ (mitte)
- out $O_1, \ldots, O_7$ (rechts)

Automatische Speicherverwaltung

Motivation

Speicher-Allokation durch Konstruktion von

- Zellen,Tupel, Closures

Modell: Speicherbelegung $=$ gerichteter Graph
Knoten *lebendig*: von Register aus erreichbar.
sonst tot $\Rightarrow$ automatisch freigeben

Gliederung:

- mark/sweep (pointer reversal, Schorr/Waite 1967)
- twospace (stop-and-copy, Cheney 1970)
- generational (JVM)

Mark/Sweep

Plan: wenn Speicher voll, dann:

- alle lebenden Zellen markieren
- alle nicht markierten Zellen in Freispeicherliste

Problem: zum Markieren muß man den Graphen durchqueren, man hat aber keinen Platz (z. B. Stack), um das zu organisieren.

Lösung:
H. Schorr, W. Waite: *An efficient machine-independent procedure for garbage collection in various list structures*, Communations of the ACM, 10(8):481-492, August 1967.
temporäre Änderungen im Graphen selbst (pointer reversal)

Pointer Reversal (Invariante)

ursprünglicher Graph G_0, aktueller Graph G:
Knoten (cons) mit zwei Kindern (head, tail), markiert mit

- 0: noch nicht besucht
- 1: head wird besucht (head-Zeiger ist invertiert)
- 2: tail wird besucht (tail-Zeiger ist invertiert)
- 3: fertig

globale Variablen p (parent), c (current).
Invariante: man erhält G_0 aus G, wenn man

- head/tail-Zeiger aus 1/2-Zellen (nochmals) invertiert
- und Zeiger von p auf c hinzufügt.

Pointer Reversal (Ablauf)

- pre: $p =$ null, $c =$ root, $\forall z : \mathrm{mark}(z) = 0$
- post: $\forall z : \mathrm{mark}(z) =$ if (root $\to^* z$) then 3 else 0

Schritt (neue Werte immer mit $'$): falls $\mathrm{mark}(c) = \ldots$

- 0: $c' = \mathrm{head}(c); \mathrm{head}'(c) = p; \mathrm{mark}'(c) = 1; p' = c;$
- 1,2,3: falls $\mathrm{mark}(p) = \ldots$
  - 1: $\mathrm{head}'(p) = c; \mathrm{tail}'(p) = \mathrm{head}(p); \mathrm{mark}'(p) = 2; c' = \mathrm{tail}(p); p' = p$
  - 2: $\mathrm{tail}'(p) = c; \mathrm{mark}'(p) = 3; p' = \mathrm{tail}(p); c' = p;$

Knoten werden in Tiefensuch-Reihenfolge betreten.

Eigenschaften Mark/Sweep

- benötigt 2 Bit Markierung pro Zelle, aber keinen weiteren Zusatzspeicher
- Laufzeit für mark $\sim$ | lebender Speicher |
- Laufzeit für sweep $\sim$ | gesamter Speicher |
- Fragmentierung (Freispeicherliste springt)

Ablegen von Markierungs-Bits:

- in Zeigern/Zellen selbst
  (Beispiel: Rechner mit Byte-Adressierung, aber Zellen immer auf Adressen $\equiv 0 \pmod 4$): zwei LSB sind frei.)
- in separaten Bitmaps

Stop-and-copy (Plan)

Plan:

- zwei Speicherbereiche (Fromspace, Tospace)
- Allokation im Fromspace
- wenn Fromspace voll, kopiere lebende Zellen in Tospace und vertausche dann Fromspace $\leftrightarrow$ Tospace

auch hier: Verwaltung ohne Zusatzspeicher (Stack)
C. J. Cheney: *A nonrecursive list compacting algorithm*, Communications of the ACM, 13(11):677–678, 1970.

Stop-and-copy (Invariante)

fromspace, tospace : array [0 . . . N] of cell
Variablen: $0 \le$ scan $\le$ free $\le N$
einige Zellen im fromspace enthalten Weiterleitung ($=$ Adresse im tospace)
Invarianten:

- scan $\le$ free
- Zellen aus tospace [0 . . . scan-1] zeigen in tospace
- Zellen aus tospace [scan . . . free-1] zeigen in fromspace
- wenn man in G (mit Wurzel tospace[0]) allen Weiterleitungen folgt, erhält man isomorphes Abbild von G_0 (mit Wurzel fromspace[0]).

Stop-and-copy (Ablauf)

- pre: tospace[0] $=$ Wurzel, scan $=$ 0,free $=$ 1.
- post: scan $=$ free

Schritt: while scan $<$ free:

- für alle Zeiger p in tospace[scan]:
  - falls fromspace[p] weitergeleitet auf q, ersetze p durch q.
  - falls keine Weiterleitung
    - kopiere fromspace[p] nach tospace[free],
    - Weiterleitung fromspace[p] nach free eintragen,
    - ersetze p durch free, erhöhe free.
- erhöhe scan.

Besucht Knoten in Reihenfolge einer Breitensuche.

Stop-and-copy (Eigenschaften)

- benötigt „doppelten“ Speicherplatz
- Laufzeit $\sim$ | lebender Speicher |
- kompaktierend
- Breitensuch-Reihenfolge zerstört Lokalität.

Breiten- und Tiefensuche

put (Wurzel(G));
while Speicher nicht leer:
    $u \leftarrow$ get; wenn u nicht markiert:
        markiere u;
        für alle v mit $u \to_G v$: put(v);
dabei ist Speicher (mit Operationen put/get):

- Stack (LIFO) (push/pop) $\Rightarrow$ Tiefensuche,
- Queue (FIFO) (enqueue/dequeue) $\Rightarrow$ Breitensuche.

woran erkennt man, daß eine Knotenreihenfolge eines gerichteten Graphen G bei einer Breiten/Tiefensuche entstanden sein könnte? (wenn man Reihenfolge der Nachfolger eines Knoten jeweils beliebig wählen kann)

Speicher mit Generationen

Beobachtung: es gibt

- (viele) Zellen, die sehr kurz leben
- Zellen, die sehr lange (ewig) leben

Plan:

- bei den kurzlebigen Zellen soll GC-Laufzeit $\sim$ Leben (und nicht $\sim$ Leben $+$ Müll) sein
- die langlebigen Zellen möchte man nicht bei jeder GC besuchen/kopieren.

Lösung: benutze Generationen, bei GC in Generation k: betrachte alle Zellen in Generationen $> k$ als lebend.

Speicherverwaltung in JVM

Speicheraufteilung:

- Generation 0:
  - Eden, Survivor 1, Survivor 2
- Generation 1: Tenured

Ablauf

- minor collection (Eden voll):
  kompaktierend: Eden $+$ Survivor 1/2 $\to$ Survivor 2/1 . . .
  . . . falls dabei Überlauf $\to$ Tenured
- major collection (Tenured voll):
  alles nach Survivor 1 ($+$ Tenured)

Speicherverwaltung in JVM (II)

- richtige Benutzung der Generationen:
  - bei minor collection (in Gen. 0) gelten Zellen in Tenured (Gen. 1) als lebend (und werden nicht besucht)
  - Spezialbehandlung für Zeiger von Gen. 1 nach Gen. 0 nötig (wie können die überhaupt entstehen?)
- Literatur:
  `http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ws09/pps/folien/main/node78.html`
- Aufgabe:
  `http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ws09/pps/folien/main/node79.html`

Zusammenfassung

Semantik definiert durch. . .

- Interpretation
  - funktional (CBV, CBN), Fixpunkte
  - imperativ (Speicher)
  - Ablaufsteuerung (Continuations)
- Transformation
  - desugaring (let → lambda)
  - assignment conversion
  - CPS transformation
  - closure passing, lifting

```
git clone git://dfa.imn.htwk-leipzig.de/var/www/dcpl
```