

Einführung in die Funktionale Programmierung:

Funktionale Kernsprachen: Einleitung & Der Lambda-Kalkül

Prof. Dr. M. Schmidt-Schauß

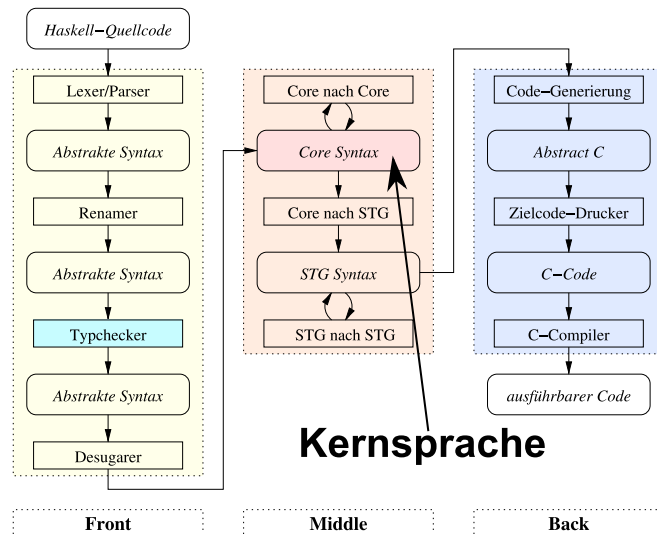
WS 2023/24

Stand der Folien: 17. Oktober 2023

Übersicht

- 1 Einleitung
- 2 Normal-Order-Reduktion
- 3 CBV
- 4 Haskell
- 5 Programmieren mit `let` in Haskell
- 6 Gleichheit

Compilerphasen des GHC (schematisch)



Einleitung

- Wir betrachten zunächst den **Lambda-Kalkül**
- Er ist „Kernsprache“ fast aller (funktionalen) Programmiersprachen
- Allerdings oft zu minimalistisch,
später: **Erweiterte Lambda-Kalküle**
- Kalkül: **Syntax** und **Semantik**
- Sprechweise: **der** Kalkül (da mathematisch)

Kalküle

Syntax

- Legt fest, welche Programme (Ausdrücke) gebildet werden dürfen
- Welche **Konstrukte** stellt der Kalkül zu Verfügung?

Semantik

- Legt die **Bedeutung** der Programme fest
- Gebiet der **formalen Semantik** kennt verschiedene Ansätze
→ kurzer Überblick auf den nächsten Folien

Ansätze zur Semantik

Axiomatische Semantik

- Beschreibung von Eigenschaften von Programmen mithilfe **logischer Axiome** und **Schlussregeln**
- **Herleitung** neuer Eigenschaften mit den Schlussregeln
- Prominentes Beispiel: Hoare-Logik, z.B.
Hoare-Tripel $\{P\}S\{Q\}$:
Vorbedingung P , Programm S , Nachbedingung Q
Schlussregel z.B.:

$$\text{Sequenz: } \frac{\{P\}S\{Q\}, \{Q\}T\{R\}}{\{P\}S;T\{R\}}$$

- Erfasst i.a. nur einige Eigenschaften, nicht alle, von Programmen

Ansätze zur Semantik (2)

Denotationale Semantik

- **Abbildung** von Programmen in mathematische (Funktionen-)Räume durch **Semantische Funktion**
- Oft Verwendung von partiell geordneten Mengen (Domains)
- Z.B. $\llbracket \cdot \rrbracket$ als semantische Funktion:

$$\llbracket \text{if } a \text{ then } b \text{ else } c \rrbracket = \begin{cases} \llbracket b \rrbracket, & \text{falls } \llbracket a \rrbracket = \text{True} \\ \llbracket c \rrbracket, & \text{falls } \llbracket a \rrbracket = \text{False} \\ \perp, & \text{sonst} \end{cases}$$

- Ist eher **mathematisch**
- Schwierigkeit steigt mit dem Umfang der Syntax
- Nicht immer unmittelbar anwendbar (z.B. Nebenläufigkeit)

Ansätze zur Semantik (3)

Operationale Semantik

- definiert genau die **Auswertung/Ausführung** von Programmen
- definiert einen Interpreter
- Verschiedene Formalismen:
 - Zustandsübergangssysteme
 - Abstrakte Maschinen
 - Ersetzungssysteme
- Unterscheidung in **small-step** und **big-step** Semantiken
- Wir werden bevorzugt operationale (small-step) Semantiken verwenden

Der Lambda-Kalkül als Semantik

Lambda-Kalkül als Semantik auch für imperative Programmiersprachen

- Lambda-Kalkül wird oft als semantischer Bereich für andere Programmiersprachen genutzt:
Abbildung von Programmen/Ausdrücken in den Lambda-Kalkül.
- Grund ist, dass es eindeutig ist und sehr genau bekannt ist, wie man mit Namen, Funktionen, Funktionsanwendungen im Lambda-Kalkül umgeht.

Der Lambda-Kalkül

- Wir betrachten den **ungetypten** Lambda-Kalkül.
- Wir geben die (eine) **Auswertung als operationale Semantik** an.
Church, Kleene und auch andere Artikel / Bücher gehen meist axiomatisch vor (mit Gleichheitsaxiomen)
- Der ungetypte Lambda-Kalkül ist **Turing-mächtig**.
- Viele Ausdrücke des Lambda-Kalküls können in **Haskell** eingegeben werden, aber nur wenn sie Haskell-**typisierbar** sind.
- Haskell-Programm zur Auswertung von beliebigen Lambda-Ausdrücken: LExp.hs (siehe Webseite)

Der Lambda-Kalkül

- Von **Alonzo Church** und **Stephen Kleene** in den 1930er Jahren eingeführt
- **Idee und Ziel:** Darstellungen der Berechnung von Funktionen

$$x \mapsto f(x) \quad x \text{ ist Eingabe; } f(x) \text{ Ausgabe}$$

Mechanisches Rechenverfahren mit Funktionen
(Alternative zu Turing-Maschine)
- **Beispiele**
- Der Lambda-Kalkül ist **minimal**: es geht NUR um Funktionen.
Man definiert Funktionen;
die Argumente sind ebenfalls Funktionen.

Berechnung im Lambda-Kalkül (informell)

vereinfachte Beispiele

$(\lambda x.x)$	<i>object</i>	$\longrightarrow$	<i>object</i>	Identität
$(\lambda x y.x)$	<i>o1 o2</i>	$\longrightarrow$	<i>o1</i>	Projektion links
$(\lambda x y.y)$	<i>o1 o2</i>	$\longrightarrow$	<i>o2</i>	Projektion rechts
$(\lambda x y z.y)$	<i>o1 o2 o3</i>	$\longrightarrow$	<i>o2</i>	Projektion
$(\lambda f g x.f (g x))$	<i>F G a</i>	$\longrightarrow$	<i>F (G a)</i>	Komposition von Funktionen

Syntax des Lambda-Kalküls

Expr ::= V Variable (unendliche Menge)
 | $\lambda V. \text{Expr}$ Abstraktion
 | (Expr Expr) Anwendung (Applikation)

- Abstraktionen sind anonyme Funktionen

Z. B. $id(x) = x$ in Lambda-Notation: $\lambda x.x$

- Haskell: $\backslash x \rightarrow s$ statt $\lambda x.s$
- $(s t)$ erlaubt die Anwendung von Funktionen auf Argumente
 s, t beliebige Ausdrücke $\implies$ Lambda Kalkül ist higher-order

Z. B. $(\lambda x.x) (\lambda x.x)$ (entspricht gerade $id(id)$)

Bekannte Lambda-Ausdrücke

Oft vorkommende Ausdrücke (Kombinatoren)

$I := \lambda x.x$ Identität
 $K := \lambda x.\lambda y.x$ Projektion auf Argument 1
 $K2 := \lambda x.\lambda y.y$ Projektion auf Argument 2
 $\Omega := (\lambda x.(x x)) (\lambda x.(x x))$ terminiert nicht
 $Y := \lambda f.(\lambda x.(f (x x))) (\lambda x.(f (x x)))$ Fixpunkt Kombinator
 $S := \lambda x.\lambda y.\lambda z.(x z) (y z)$ S- Kombinator zum SKI-calculus

 $Y' := \lambda f.(\lambda x.(\lambda y.(f (x x y)))) (\lambda x.(\lambda y.(f (x x y))))$
Fixpunkt Kombinator Variante für call-by-value

Syntax des Lambda-Kalküls (2)

Assoziativitäten, Prioritäten und Abkürzungen

- Klammerregeln: $s r t$ entspricht $(s r) t$
- Priorität: Rumpf einer Abstraktion so groß wie möglich:
 $\lambda x.x y$ ist $\lambda x.(x y)$ und nicht $((\lambda x.x) y)$
- $\lambda x, y, z.s$ entspricht $\lambda x.\lambda y.\lambda z.s$ entspricht $\lambda x.(\lambda y.(\lambda z.s))$

Beispiel zur Lambda-Notation

Beispiel: algebraische Funktionen $f : \mathbb{Z} \rightarrow \mathbb{Z}$ Lambda-Kalkül mit Integers $\mathbb{Z}$ und einfacher Arithmetik

Operator F : soll Funktionen um 2 nach unten verschieben.

$F(f) := f'$, so dass $f'(x) = f(x) - 2$ für alle $x \in \mathbb{Z}$

Mit Lambda-Notation formuliert:

(wenn man Zahlen und arithmetische Operatoren erlaubt)

$F := \lambda f.\lambda x.(f x) - 2$

Also: F angewendet auf die "Funktion $f = y^2$ ":

$F (\lambda y.y * y)$ ergibt: $\lambda x.(f x) - 2 = \lambda x.x * x - 2$

Freie und gebundene Vorkommen von Variablen

Durch λx ist x im Rumpf s von $\lambda x.s$ **gebunden**.

Kommt x in t vor, so

- ist das Vorkommen **frei**, wenn kein λx darüber steht
- andernfalls ist das Vorkommen **gebunden**

Beispiel:

$$(\lambda x.\lambda y.\lambda w.(x\ y\ z))\ x$$

- x kommt je einmal gebunden und frei vor
- y kommt gebunden vor
- z kommt frei vor

Motivation zu Substitution

Anwendung einer Funktion auf ein Argument!

$(\lambda x.s)\ a$: kann berechnet werden als:

s' :

s' ist s wobei jedes x in s durch a ersetzt wird.
(Substitution!)

Beispiel

$((\lambda x.(\lambda y.x))\ id)$ ist $(\lambda y.id)$

Vorsicht:

$((\lambda x.(\lambda y.x))\ y)$ ist $(\lambda y.y)$? **NEIN**

Freie und gebundene Variablen

Menge der freien und gebundenen Variablen

$FV(t)$: Freie Variablen von t

$$\begin{aligned} FV(x) &= x \\ FV(\lambda x.s) &= FV(s) \setminus \{x\} \\ FV(s\ t) &= FV(s) \cup FV(t) \end{aligned}$$

$BV(t)$: Gebundene Var. von t

$$\begin{aligned} BV(x) &= \emptyset \\ BV(\lambda x.s) &= BV(s) \cup \{x\} \\ BV(s\ t) &= BV(s) \cup BV(t) \end{aligned}$$

Wenn $FV(t) = \emptyset$, dann sagt man:

t ist **geschlossen** bzw. t ist ein **Programm**

Anderenfalls: t ist ein **offener** Ausdruck

$$\begin{aligned} \text{Z.B. } BV(\lambda x.(x\ (\lambda z.(y\ z)))) &= \{x, z\} \\ FV(\lambda x.(x\ (\lambda z.(y\ z)))) &= \{y\} \end{aligned}$$

Substitution

$s[t/x]$ = Idee: **ersetze** alle **freien Vorkommen** von x in s durch t

Formale Definition (genauer!)

$$\begin{aligned} x[t/x] &= t \\ y[t/x] &= y, \text{ falls } x \neq y \\ (\lambda y.s)[t/x] &= \begin{cases} \lambda y.(s[t/x]) & \text{falls } x \neq y \\ \lambda y.s & \text{falls } x = y \end{cases} \\ (s_1\ s_2)[t/x] &= (s_1[t/x]\ s_2[t/x]) \end{aligned}$$

$$\text{Z.B. } (\lambda x.z\ x)[(\lambda y.y)/z] = (\lambda x.((\lambda y.y)\ x))$$

Bedingung: $FV(t) \cap BV(s) = \emptyset$

Substitution

$s[t/x]$ = Idee: ersetze alle freien Vorkommen von x in s durch t

Was immer richtig ist:

- 1 Von innen her in jeder Abstraktion als Teilterm von s die gebundene Variable durch einen komplett neuen Variablennamen ersetzen.
- 2 Dann die Substitution ohne Vorsicht durchführen

Danach nochmal genauso umbenennen.

Alpha-Äquivalenz

Alpha-Umbenennungsschritt

$$C[\lambda x.s] \xrightarrow{\alpha} C[\lambda y.s[y/x]] \text{ falls } y \notin BV(C[\lambda x.s]) \cup FV(C[\lambda x.s])$$

Alpha-Äquivalenz

$=_{\alpha}$ ist die reflexiv-transitive Hülle von $\xrightarrow{\alpha}$

- Wir betrachten α -äquivalente Ausdrücke als inhaltlich gleich.
- z.B. $\lambda x.x =_{\alpha} \lambda y.y$
- **D**istinct **V**ariable **C**onvention: Alle gebundenen Variablen sind verschieden und gebundene Variablen sind verschieden von freien Variablen.
- Es gibt immer eine Folge von α -Umbenennungen, so dass die DVC danach erfüllt ist.

Kontexte

- **Kontext** = Ausdruck, der an einer Position ein **Loch** $[\cdot]$ anstelle eines Unterausdrucks hat

Als Grammatik:

$$C = [\cdot] \mid \lambda V.C \mid (C \text{ Expr}) \mid (\text{Expr } C)$$

- Sei C ein Kontext und s ein Ausdruck s :
 $C[s]$ = Ausdruck, in dem das Loch in C durch s ersetzt wird
- Beispiel: $C = ([\cdot] (\lambda x.x))$, dann: $C[\lambda y.y] = ((\lambda y.y) (\lambda x.x))$.
- Das Einsetzen in Kontexte darf/kann freie Variablen einfangen:
 z.B. sei $C = (\lambda x.[\cdot])$, dann $C[\lambda y.x] = (\lambda x.\lambda y.x)$

Beispiel zur DVC und α -Umbenennung

$$(y (\lambda y.((\lambda x.(x x)) (x y))))$$

$\implies$ erfüllt die DVC nicht.

$$\begin{aligned} & (y (\lambda y.((\lambda x.(x x)) (x y)))) \\ \xrightarrow{\alpha} & (y (\lambda y_1.((\lambda x.(x x)) (x y_1)))) \\ \xrightarrow{\alpha} & (y (\lambda y_1.((\lambda x_1.(x_1 x_1)) (x y_1)))) \end{aligned}$$

$(y (\lambda y_1.((\lambda x_1.(x_1 x_1)) (x y_1))))$ erfüllt die DVC

Vorführung LEXP.hs

```
-- run erwartet den Ausdruck als String und reduziert alle Redexe
run str = printExp $ reduce (parse str)

-- runNO erwartet den Ausdruck als String und reduziert in Normalordnung
runNO str = printExp $ reduceNO (parse str)

-- runAO erwartet den Ausdruck als String und reduziert in Anwendungsordnung
runAO str = printExp $ reduceAO (parse str)

-- dvc erwartet den Ausdruck als String und prüft, ob der Ausdruck die
-- Distinct Variable Convention erfüllt
dvc str = dvcexp (parse str)

-- fv erwartet den Ausdruck als String und berechnet das Paar: (gebundene Variablen, freie Variablen)
fv str = fvexp (parse str)

-- alphaEqual s t erwartet zwei Ausdrücke und testet, ob diese alpha-äquivalent sind
alphaEqual s t = alphaeq s t

-- dvcTrans erwartet den Ausdruck als String und berechnet einen
-- alpha-äquivalenten der die dvc erfüllt.
dvcTrans s
```

Operationale Semantik - Beta-Reduktion

Beta-Reduktion

$$(\beta) \quad (\lambda x.s) t \rightarrow s[t/x]$$

Wenn $e_1 \xrightarrow{\beta} e_2$, dann sagt man e_1 **reduziert unmittelbar** zu e_2 .

Beispiele:

$$(\lambda x.\underbrace{x}_s) (\underbrace{\lambda y.y}_t) \xrightarrow{\beta} x[(\lambda y.y)/x] = \lambda y.y$$

$$(\lambda y.\underbrace{y y}_s) (\underbrace{x z}_t) \xrightarrow{\beta} (y y y)[(x z)/y] = (x z) (x z) (x z)$$

Substitution: Nochmal genauer

$$\begin{aligned} s[t/x] &= \text{ersetze alle freien Vorkommen von } x \text{ in } s \text{ durch } t, \\ &\text{falls } FV(t) \cap BV(s) = \emptyset. \\ &= s'[t/x], \text{ sonst;} \\ &\text{wobei } s' \text{ aus } s \text{ durch } \alpha\text{-Umbenennung entsteht,} \\ &\text{so dass } FV(t) \cap BV(s') = \emptyset. \end{aligned}$$

Wenn $((\lambda x.s) t)$ die DVC erfüllt,
dann sind die Bedingungen von Fall 1 erfüllt.

Beta-Reduktion: Umbenennungen

Damit die DVC nach einer β -Reduktion gilt, muss man
(manchmal) umbenennen:

$$(\lambda x.(x x)) (\lambda y.y) \xrightarrow{\beta} (\lambda y.y) (\lambda y.y) =_{\alpha} (\lambda y_1.y_1) (\lambda y_2.y_2)$$

Das wird bei mehreren Reduktionen hintereinander immer gemacht
(aber nicht mehr erwähnt)

Operationale Semantik

- Für die **Festlegung der operationalen Semantik** des Lambda-Kalküls muss man noch definieren, **wo** in einem Ausdruck (an welcher Stelle im Syntaxbaum) die β -Reduktion angewendet wird
- Betrachte $((\lambda x.xx)((\lambda y.y)(\lambda z.z)))$.
Zwei Möglichkeiten:
 - $((\lambda x.xx)((\lambda y.y)(\lambda z.z))) \rightarrow ((\lambda y.y)(\lambda z.z)) ((\lambda y.y)(\lambda z.z))$
oder
 - $((\lambda x.xx)((\lambda y.y)(\lambda z.z))) \rightarrow ((\lambda x.xx)(\lambda z.z))$.

Reduktionskontexte: Beispiele

Zur Erinnerung: $\mathbf{R} ::= [\cdot] \mid (\mathbf{R} \text{ Expr})$

Sei $s = ((\lambda w.w) (\lambda y.y)) ((\lambda z.(\lambda x.x) z) u)$

Alle „Reduktionskontexte für s “, d.h. R mit $R[t] = s$ für irgendein t , sind:

- $R = [\cdot]$, Term t ist s selbst,
für s ist aber keine β -Reduktion möglich
- $R = ([\cdot] ((\lambda z.(\lambda x.x) z) u))$,
Term t ist $((\lambda w.w) (\lambda y.y))$
Reduktion möglich: $((\lambda w.w) (\lambda y.y)) \xrightarrow{\beta} (\lambda y.y)$.
 $s = R[((\lambda w.w) (\lambda y.y))] \xrightarrow{no} R[\lambda y.y] = ((\lambda y.y) ((\lambda z.(\lambda x.x) z) u))$
- $R = ([\cdot] (\lambda y.y)) ((\lambda z.(\lambda x.x) z) u)$,
Term t ist $(\lambda w.w)$,
für $(\lambda w.w)$ ist keine β -Reduktion möglich.

Normalordnungsreduktion

- Sprechweisen: Normalordnung, **call-by-name**, **nicht-strikt**, **lazy**
- Grob**: Definitionseinsetzung ohne Argumentauswertung

Definition

- Reduktionskontexte** $\mathbf{R} ::= [\cdot] \mid (\mathbf{R} \text{ Expr})$
- $\xrightarrow{no}$: Wenn $s \xrightarrow{\beta} t$, dann ist

$$R[s] \xrightarrow{no} R[t]$$

eine **Normalordnungsreduktion**

Beispiel: $\xrightarrow{\beta} \begin{array}{l} ((\lambda x.(x x)) (\lambda y.y)) ((\lambda w.w) (\lambda z.(z z))) \\ (x x)[(\lambda y.y)/x] ((\lambda w.w) (\lambda z.(z z))) \\ = ((\lambda y.y) (\lambda y.y)) ((\lambda w.w) (\lambda z.(z z))) \\ R = ([\cdot] ((\lambda w.w) (\lambda z.(z z)))) \end{array}$

Redexsuche: Markierungsalgorithmus

- s ein Ausdruck.
- Start: s^*
- Verschiebe-Regel

$$(s_1 s_2)^* \Rightarrow (s_1^* s_2)$$

so oft anwenden wie möglich.

- Beispiel 1: $((\lambda x.x) (\lambda y.(y y))) (\lambda z.z)^*$
- Beispiel 2: $((\lambda y.z) ((\lambda w.w)(\lambda x.x))) (\lambda u.u)^*$

Allgemein: $(s_1 s_2 \dots s_n)^*$ hat das Ergebnis $(s_1^* s_2 \dots s_n)$, wobei s_1 keine Anwendung

Falls $s_1 = \lambda x.t$ und $n \geq 2$ dann reduziere:

$$((\lambda x.t) s_2 s_3 \dots s_n) \xrightarrow{no} (t[s_2/x] s_3 \dots s_n)$$

Beispiel

$$\begin{aligned}
 & (((\lambda x. \lambda y. x)((\lambda w. w)(\lambda z. z)))(\lambda u. u))^* \\
 \Rightarrow & (((\lambda x. \lambda y. x)((\lambda w. w)(\lambda z. z)))^*(\lambda u. u)) \\
 \Rightarrow & (((\lambda x. \lambda y. x)^*((\lambda w. w)(\lambda z. z)))(\lambda u. u)) \\
 \xrightarrow{no} & ((\lambda y. ((\lambda w. w)(\lambda z. z)))(\lambda u. u))^* \\
 \Rightarrow & ((\lambda y. ((\lambda w. w)(\lambda z. z)))^*(\lambda u. u)) \\
 \xrightarrow{no} & ((\lambda w. w)(\lambda z. z))^* \\
 \Rightarrow & ((\lambda w. w)^*(\lambda z. z)) \\
 \xrightarrow{no} & (\lambda z. z)
 \end{aligned}$$

Normalordnungsreduktion: Eigenschaften (1)

Die Normalordnungsreduktion ist deterministisch:

Für jeden Ausdruck s gibt es **höchstens** ein t (modulo α -Gleichheit), so dass $s \xrightarrow{no} t$.

Ausdrücke, für die keine Reduktion möglich ist:

- Reduktion stößt auf freie Variable: z.B. $(x (\lambda y. y))$ (nicht bei geschlossenen Ausdrücken)
- Ausdruck ist eine **WHNF** (weak head normal form), d.h. im Lambda-Kalkül eine Abstraktion.
- Genauer: Ausdruck ist eine **FWHNF**:
FWHNF = Abstraktion
(functional weak head normal form)

Normalordnungsreduktion: Eigenschaften (2)

Weitere Notationen:

$$\begin{aligned}
 \xrightarrow{no,+} &= \text{transitive Hülle von } \xrightarrow{no} \\
 &\quad (\text{mehrere } \xrightarrow{no} \text{ nacheinander}) \\
 \xrightarrow{no,*} &= \text{reflexiv-transitive Hülle von } \xrightarrow{no} \\
 &\quad (\text{keines oder mehrere } \xrightarrow{no} \text{ nacheinander})
 \end{aligned}$$

Definition

Ein Ausdruck s **konvergiert** ($s \Downarrow$) gdw. $\exists \text{FWHNF } v : s \xrightarrow{no,*} v$.
Andernfalls **divergiert** s , Notation $s \Uparrow$

Die Begriffe “konvergieren” (zu einem Wert) und “divergieren” (terminiert nicht) sind aus der wiss. Literatur.

Anmerkungen

- (pures) Haskell verwendet den call-by-name Lambda-Kalkül als **semantische Grundlage** (man braucht noch Erweiterungen ...)
- Implementierungen verwenden die **call-by-need** Variante: Vermeidung von Doppelauswertungen (kommt später)
- Call-by-name und call-by-need sind äquivalent (exakte Def kommt noch).
- Call-by-name (und auch call-by-need) sind optimal bzgl. Konvergenz:

Aussage (Standardisierung)

Sei s ein Lambda-Ausdruck. Wenn s mit beliebigen β -Reduktionen (an beliebigen Positionen) in eine Abstraktion v überführt werden kann, dann gilt $s \Downarrow$.

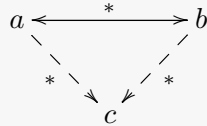
Church-Rosser Theorem

Für den Lambda-Kalkül gilt (unter der Gleichheit $=_\alpha$)

Satz (Konfluenz)

Church-Rosser Eigenschaft:

Wenn $a \xleftrightarrow{*} b$, dann existiert c , so dass $a \xrightarrow{*} c$ und $b \xrightarrow{*} c$



Hierbei bedeutet:

$\xrightarrow{*}$ beliebige Folge von β -Reduktionen (in bel. Kontext), und
 $\xleftrightarrow{*}$ beliebige Folge von β -Reduktionen (vorwärts und rückwärts)
 (in bel. Kontext)

Anwendungsordnung im lambda-Kalkül

- Sprechweisen: Anwendungsordnung, **call-by-value (CBV)**, **strikt**
- **Grobe Umschreibung:** Argumentauswertung vor Definitionseinsetzung

Call-by-value Beta-Reduktion

$$(\beta_{cbv}) \quad (\lambda x.s) v \rightarrow s[v/x], \text{ nur wenn } v \text{ Abstraktion oder Variable}$$

Definition

CBV-Reduktionskontexte **E**:

$$\mathbf{E} ::= [\cdot] \mid (\mathbf{E} \text{ Expr}) \mid ((\lambda V.\text{Expr}) \mathbf{E})$$

Wenn $s \xrightarrow{\beta_{cbv}} t$,
 dann ist $E[s] \xrightarrow{ao} E[t]$ eine **Anwendungsordnungsreduktion**

CBV-Redexsuche mit Markierungsalgorithmus

- Starte mit s^*
- Wende die folgenden Regeln an solange es geht:
 - $(s_1 s_2)^* \Rightarrow (s_1^* s_2)$
 - $(v^* s) \Rightarrow (v s^*)$
 falls v eine Abstraktion und
 s keine Abstraktion oder Variable
- Beispiel: $((((\lambda x.x) ((\lambda y.y) v) (\lambda z.z))) u) (\lambda w.w))^*$

Falls danach gilt: $C[(\lambda x.s)^* v]$ dann

$$C[(\lambda x.s)^* v] \xrightarrow{ao} C[s[v/x]]$$

Beispiel

$$\begin{aligned} & (((\lambda x.\lambda y.x)((\lambda w.w)(\lambda z.z)))(\lambda u.u))^* \\ \Rightarrow & (((\lambda x.\lambda y.x)((\lambda w.w)(\lambda z.z)))^*(\lambda u.u)) \\ \Rightarrow & (((\lambda x.\lambda y.x)^*((\lambda w.w)(\lambda z.z)))(\lambda u.u)) \\ \Rightarrow & (((\lambda x.\lambda y.x)((\lambda w.w)(\lambda z.z))^*(\lambda u.u)) \\ \Rightarrow & (((\lambda x.\lambda y.x)((\lambda w.w)^*(\lambda z.z)))(\lambda u.u)) \\ \xrightarrow{ao} & (((\lambda x.\lambda y.x)(\lambda z.z))(\lambda u.u))^* \\ \Rightarrow & (((\lambda x.\lambda y.x)(\lambda z.z))^*(\lambda u.u)) \\ \Rightarrow & (((\lambda x.\lambda y.x)^*(\lambda z.z))(\lambda u.u)) \\ \xrightarrow{ao} & ((\lambda y.\lambda z.z)(\lambda u.u))^* \\ \Rightarrow & ((\lambda y.\lambda z.z)^*(\lambda u.u)) \\ \xrightarrow{ao} & (\lambda z.z) \end{aligned}$$

Eigenschaften

- Auch die call-by-value Reduktion ist deterministisch.

Definition

Ein Ausdruck s **call-by-value konvergiert** ($s \Downarrow_{ao}$), gdw.

$\exists$ FWHNF $v : s \xrightarrow{ao,*} v$.

Ansonsten (call-by-value) divergiert s , Notation: $s \Uparrow_{ao}$.

- Es gilt: $s \Downarrow_{ao} \implies s \Downarrow$.
- Die Umkehrung gilt **nicht!**
 $((\lambda y.(\lambda x.x)) \Omega) \Uparrow_{ao}$ Wobei: $\Omega = (\lambda x.x \ x) (\lambda x.x \ x)$
 aber
 $(\lambda y.(\lambda x.x)) \Omega \Downarrow_{no}$ da: $((\lambda y.(\lambda x.x)) \Omega) \rightarrow_{no} (\lambda x.x)$

In Haskell: seq

In Haskell: (Lokale) strikte Auswertung kann mit seq erzwungen werden.

$\text{seq } a \ b = b$ falls $a \Downarrow$
 $(\text{seq } a \ b) \Uparrow$ falls $a \Uparrow$

- in Anwendungsordnung ist seq kodierbar, aber unnötig
- in Normalordnung:
 seq kann nicht im Lambda-Kalkül kodiert werden!
 seq kann auch nicht in erweiterten Kernsprachen kodiert werden!
 seq muss also **explizit** in Haskell eingebaut werden.

Eigenschaften

Vorteile der Anwendungsordnung (call-by-value):

- Tlw. besseres Platzverhalten
- Auswertungsreihenfolge liegt fest:
 (im Syntaxbaum von Funktionen f); bzw. ist innerhalb jeder Funktionsdefinition vorhersagbar.
 Bei AO: $f \ s_1 \ s_2 \ s_3$: immer zuerst s_1 , dann s_2 , dann s_3 , dann $(f \ s_1 \ s_2 \ s_3)$
 Bei NO: zum Beispiel: zuerst s_1 , dann evtl. abhängig vom Wert von s_1 :
 zuerst s_2 , dann s_3 , oder andersrum,
 oder evtl. weder s_2 noch s_3 .
 Dazwischen auch Auswertung von Anteilen von $(f \ s_1 \ s_2 \ s_3)$.
- Wegen der vorhersagbaren Auswertungsreihenfolge (in Funktionsdefinitionen) unter AO: Seiteneffekte können unter AO direkt eingebaut werden

Beispiel zu seq in Haskell

```
fak 0 = 1
fak x = x * fak(x-1)
```

Auswertung von fak n:

```
fak n
→ n * fak (n-1)
→ n * ((n-1) * fak (n-2))
→ ...
→ n * ((n-1) * ((n-2) * .... * (2 * 1)))
→ n * ((n-1) * ((n-2) * .... * 2))
→ ...
```

Problem: Linearer Platzbedarf

Beispiel zu seq (2)

Version mit seq:

```
fak' x      = fak'' x 1

fak'' 0 y = y
fak'' x y = let m = x*y in seq m (fak'' (x-1) m)
```

Auswertung in etwa:

```
fak' 5
→ fak'' 5 1
→ let m=5*1 in seq m (fak'' (5-1) m)
→ let m=5 in seq m (fak'' (5-1) m)
→ (fak'' (5-1) 5)
→ (fak'' 4 5)
→ let m = 4*5 in seq m (fak'' (4-1) m)
→ let m = 20 in seq m (fak'' (4-1) m)
→ (fak'' (4-1) 20)
→ ...
```

Jetzt: konstanter Platzbedarf, da Zwischenprodukt m berechnet wird (erzwungen durch seq) und sharing mittels let.

Beispiele

- $\Omega := (\lambda x.x x) (\lambda x.x x)$.
- $\Omega \xrightarrow{no} \Omega$. Daraus folgt: $\Omega \uparrow$
- $\Omega \xrightarrow{ao} \Omega$. Daraus folgt: $\Omega \uparrow_{ao}$.
- $t := ((\lambda x.(\lambda y.y)) \Omega)$.
- $t \xrightarrow{no} \lambda y.y$, d.h. $t \Downarrow$.
- $t \xrightarrow{ao} t$, also $t \uparrow_{ao}$ denn die Anwendungsordnung muss zunächst das Argument Ω auswerten.

Hinweise zur verzögerten Auswertung

- Sprechweisen: Verzögerte Auswertung, **call-by-need**, **nicht-strikt**, **lazy**, (Reduktion mit Sharing)
- Optimierung der Normalordnungsreduktion

Verzögerte Auswertung kann durch Erweiterung des Lambda-Kalküls mit let modelliert werden:

Call-by-need Lambda-Kalkül mit let-Syntax:

$\text{Expr} ::= V \mid \lambda V.\text{Expr} \mid (\text{Expr Expr}) \mid \text{let } V = \text{Expr in Expr}$

- Zur Modellierung des sharing (von call-by-need) reicht die einfachere Variante eines **nicht-rekursiven** let:
in let $x = s$ in t muss gelten $x \notin FV(s)$ (siehe Skript)
- Aber: **Haskell** verwendet **rekursives let**!

Einschub: Programmieren mit let in Haskell

- let in Haskell ist **viel allgemeiner** als das einfache nicht-rekursive let.
- Haskell's let für **lokale Funktionsdefinitionen**:

```
let f1 x1,1 ... x1,n1 = e1
    f2 x2,1 ... x2,n2 = e2
    ...
    fm xm,1 ... xm,nm = em
in ...
```

Definiert die Funktionen $f_1, \dots, f_m$ (auch verschränkt rekursiv)

Beispiel:

```
f x y = let quadrat z = z*z
        in quadrat x + quadrat y
```

Rekursives let in Haskell

Verschränkt-rekursives let erlaubt:

```
quadratfakultaet x =
  let quadrat z = z*z
      fakq 0 = 1
      fakq x = (quadrat x)*fakq (x-1)
  in fakq x
```

Sharing von Ausdrücken mittels let:

```
verdopplefak x =
  let fak 0 = 1
      fak x = x*fak (x-1)
      fakx = fak x
  in fakx + fakx
```

```
verdopplefakLangsam x =
  let fak 0 = 1
      fak x = x*fak (x-1)
  in fak x + fak x
```

verdopplefak 100 berechnet nur einmal fak 100, im Gegensatz zu verdopplefakLangsam.

Pattern-Matching mit let

Links in einer let-Bindung in Haskell darf auch ein Pattern stehen.

Beispiel: $\sum_{i=1}^n i$ und $\prod_{i=1}^n i$ in einer rekursiven Funktion:

```
sumprod 1 = (1,1)
sumprod n = let (s',p') = sumprod (n-1)
             in (s'+n,p'*n)
```

Das Paar aus dem rekursiven Aufruf wird mit Pattern Matching am let zerlegt!

Memoization

Beispiel: Fibonacci-Zahl

```
fib 0 = 0
fib 1 = 1
fib i = fib (i-1) + fib (i-2)
```

sehr schlechte Laufzeit!

n	gemessene Zeit im ghci für fib n
30	9.75sec
31	15.71sec
32	25.30sec
33	41.47sec
34	66.82sec
35	108.16sec

Memoization (2)

Besser:

```
-- Fibonacci mit Memoization
fibM i =
  let fibs = [0,1] ++ [fibs!!(i-1) + fibs!!(i-2) | i <- [2..]]
  in fibs!!i -- i-tes Element der Liste fibs
```

n	gemessene Zeit im ghci für fibM n
1000	0.05sec
10000	1.56sec
20000	7.38sec
30000	23.29sec

Bei mehreren Aufrufen, noch besser:

```
fibM' =
  let fibs = [0,1] ++ [fibs!!(i-1) + fibs!!(i-2) | i <- [2..]]
  in \i -> fibs!!i -- i-tes Element der Liste fibs
```

where-Ausdrücke (1)

where-Ausdrücke sind ähnlich zu let.

Z.B.

```
sumprod' 1 = (1,1)
sumprod' n = (s'+n,p'*n)
  where (s',p') = sumprod' (n-1)
```

Gleichheit

Kalküle bisher:

- Call-by-Name Lambda-Kalkül: Ausdrücke, $\xrightarrow{no}$, $\Downarrow$
- Call-by-Value Lambda-Kalkül: Ausdrücke, $\xrightarrow{ao}$, $\Downarrow_{ao}$
- (Call-by-Need Lambda-Kalkül ...)

D.h. Syntax + Operationale Semantik.

Es fehlt:

- Begriff: Wann sind zwei Ausdrücke gleich(wertig)?
- D.h. insbesondere: Wann darf ein Compiler einen Ausdruck durch einen anderen ersetzen?

where-Ausdrücke (2)

Beachte: (let ... in e) ist ein **Ausdruck**, aber e where ... nicht
where kann man um Guards herum schreiben (let nicht):

```
f x
| x == 0    = a
| x == 1    = a*a
| otherwise = a*f (x-1)
where a = 10
```

Dafür geht

```
f x = \y -> mul
  where mul = x * y
```

nicht! (da y nicht bekannt in der where-Deklaration)

Gleichheit (2)

- **Leibnizsches Prinzip**: Zwei Dinge sind gleich, wenn sie die gleichen Eigenschaften haben, bzgl. aller Eigenschaften.
- Für Programm-Kalküle: Zwei Ausdrücke s, t sind gleich, wenn man sie **nicht unterscheiden** kann, egal in **welchem Kontext** man sie benutzt.
- Formaler: s, t sind gleich, wenn für alle Kontexte C gilt:
 $C[s]$ und $C[t]$ **verhalten sich gleich**.
- **Verhalten** muss noch definiert werden. Für deterministische Sprachen reicht die Beobachtung der **Terminierung** (Konvergenz) (ergibt das Gleiche wie Reduktion auf gleiche "Werte").
- Man verwendet hier i.a. nicht die Effizienz, da die Unterscheidung dann zu fein ist und dadurch Optimierung verhindert würde.

Gleichheit (3)

Kontextuelle Approximation und Gleichheit

Call-by-Name Lambda-Kalkül:

- $s \leq_c t$ gdw. $\forall C : C[s] \Downarrow \implies C[t] \Downarrow$
- $s \sim_c t$ gdw. $s \leq_c t$ und $t \leq_c s$

Call-by-Value Lambda-Kalkül:

- $s \leq_{c,ao} t$ gdw. $\forall C : \text{Wenn } C[s], C[t] \text{ geschlossen sind und } C[s] \Downarrow_{ao}, \text{ dann auch } C[t] \Downarrow_{ao}.$
- $s \sim_{c,ao} t$ gdw. $s \leq_{c,ao} t$ und $t \leq_{c,ao} s$

Gleichheit (5)

Beispiele für Gleichheiten, Ungleichheiten, Implikation von Relationen:

- $(\lambda x, y.x)(\lambda z.z) \sim_c \lambda y.(\lambda z.z),$
Allgemeiner:
- $(\beta) \subseteq \sim_c$
- $(\beta_{cbv}) \subseteq \sim_{c,ao}$ aber $(\beta) \not\subseteq \sim_{c,ao}$
- $\sim_c \not\subseteq \sim_{c,ao}$ und $\sim_{c,ao} \not\subseteq \sim_c$

Gleichheit (4)

- $\sim_c$ und $\sim_{ao}$ sind **Kongruenzen**
- **Kongruenz** = Äquivalenzrelation + kompatibel mit Kontexten, d.h. $s \sim t \implies C[s] \sim C[t]$.
- Gleichheit beweisen i.a. schwer, widerlegen i.a. einfach.

Anmerkung zu „ $C[s], C[t]$ geschlossen“ bei $\sim$

- $\sim_c$ ändert sich nicht beim Übergang auf $C[s], C[t]$ geschlossen, aber $\sim_{c,ao}$.
- $\sim_{c,ao}$ wird auch in erweiterten Kalkülen so definiert, und:
- $\sim_{c,ao}$ hat unter der closed-Bedingung mehr sinnvolle Gleichheiten als ohne diese Bedingung (in den erweiterten Kalkülen)

Gleichheit (6)

Praktische Bedeutung der Gleichheit:

- Compiler darf Gleiches durch Gleiches ersetzen!
- Kann zur Optimierung verwendet werden.
- Man braucht noch Wissen darüber, welche Variante effizienter ist, bzw. welche unter bestimmten Umständen effizienter ist.