

Lambda-Kalkül

Dr. Eva Richter

27.April 2012

- um 1200 Einführung des Zahlensystems in Europa u.a. durch Fibonacci; ist charakterisiert durch ein kleine Menge von Ziffern, deren Wert von der Position in der Zahl abhängt
- Zahlssystem kam über Arabien aus Indien
- ca. 1580 wurden von Francois Viète erstmals Variablen als Platzhalter und Zeichen für Operationen zur Notation von Ausdrücken und Gleichungen verwendet
- ca. 1930 entwickelte Alonzo Church eine Schreibweise für beliebige Funktionen
- führte den Formalismus als funktionale Basis der Mathematik ein
- in den 1960-er Jahren wurde der λ -Kalkül als vielseitiges Werkzeug der Informatik von Leuten wie McCarthy, Strachey, Landin und Scott „wiederentdeckt“

- 1936-1950 wurden verschiedene Arten der Zahldarstellung ausprobiert
- Vietas Schreibweise für Ausdrücke war die große Innovation in FORTRAN (Backus 1953), die Assembler ablöste
- 1960 veröffentlichte McCarthy die Listenverarbeitungssprache Lisp, die an den λ -Kalkül erinnert
- heutige Programmiersprachen (z.B. Java, C++) trennen üblicherweise primitive Datentypen und Funktionen (Methoden)
- Linie von Lisp führte zu ML und Haskell, die keine objektorientierten Aspekte haben
- OCaml als ML-Dialekt ist eine der wenigen Sprachen, die beide Ansätze kombiniert

- λ -Kalkül ist effiziente Schreibweise für Funktionen
- Ausdrücke werden in **striker Präfix-Form** geschrieben, d.h es gibt weder Infix- noch Postfixoperatoren wie $+$ oder 2
- Funktionen und Argumente werden nebeneinander geschrieben, ohne Klammern
- bei mehr als einem Argument, wird alles aneinandergereiht, z.B. $+ 3x$ statt $x + 3$, $*x x$ statt x^2 und $+(sin x) 4$

- bei Ausdrücken, die eine Variable x enthalten, ist die Beziehung zwischen konkreten Werten und Wert des Ausdrucks eine Funktion; mathematisch $f(x) = 3x$ oder $x \mapsto 3x$
- λ -Ausdrücke brauchen **keine Namen für Funktionen**
aus $f(x) = 3x$ wird $\lambda x. * 3x$
- λ macht klar, dass die folgende **Variable** nicht Teil eines Ausdrucks, sondern **formaler Parameter einer Funktionsdeklaration** ist, Punkt nach dem Parameter ist der Beginn der Funktionsbeschreibung

PASCAL	<code>function f</code>	<code>(x : int) : int</code>	<code>begin</code>	<code>f = 3 * x</code>	<code>end;</code>
		<code>λ x</code>	<code>.</code>	<code>*3x</code>	
Lisp	<code>lambda</code>	<code>(x)</code>		<code>(*3x)</code>	

- jede Funktion in λ -Schreibweise kann als Ausdruck verwendet werden,
- $(\lambda x. * 3 x) 4$ ist Anwendung der Funktion auf $x = 4$
- Klammern begrenzen die Definition: $\lambda x. * 3 x 4$ entspricht $3 * x * 4$ (falls $*$ dreistellig wäre, sonst sinnlos)
- Abkürzungen für Bequemlichkeit: Ist $F := \lambda x. * 3 x$, kann man $F 4$ schreiben anstelle von $(\lambda x. * 3 x) 4$
- Funktionskörper enthält eine Funktion
Beispiel: $N := \lambda y. (\lambda x. * y x)$, dann ist $N 3$ wieder $\lambda x. * 3 x$, d.h. $N 3$ verhält sich wie F
- um zu betonen, dass 3 zuerst verwendet wird, schreibt man $(N 3) 4$ für gleichzeitige Auswertung $N 3 4$

Definition

Ein λ -Term wird konstruiert durch die folgende Grammatik:

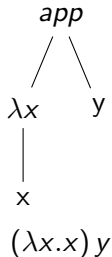
$$M ::= c \mid x \mid M M \mid \lambda x. M$$

wobei c Konstanten sind wie z.B. $1, 2, \dots, +, *$ und x eine (von unendlich vielen) Variablen.

Ein Ausdruck ohne Konstanten heißt *reiner* λ -Term.

$$M ::= c | x | M M | \lambda x. M$$

Der Term $\lambda x. x y$ kann auf zwei Arten gelesen werden:



Applikation ist linksassoziativ, d.h.

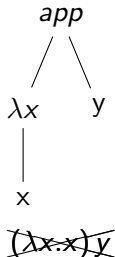
$E_1 E_2 E_3 \dots E_n$ wird ausgewertet als $(\dots (E_1 E_2) E_3) \dots E_n$

Abstraktion ist rechtsassoziativ, d.h.

$\lambda x. \lambda y. \lambda z. x y z$ wird ausgewertet als $\lambda x. (\lambda y. (\lambda z. x y z))$

$$M ::= c | x | M M | \lambda x. M$$

Der Term $\lambda x. x y$ kann auf zwei Arten gelesen werden:



Applikation ist linksassoziativ, d.h.

$E_1 E_2 E_3 \dots E_n$ wird ausgewertet als $(\dots (E_1 E_2) E_3) \dots E_n$

Abstraktion ist rechtsassoziativ, d.h.

$\lambda x. \lambda y. \lambda z. x y z$ wird ausgewertet als $\lambda x. (\lambda y. (\lambda z. x y z))$

- einzige Rechenregel ist **Reduktion**(β -Reduktion)
- beschreibt, wie formale Parameter durch tatsächliche ersetzt werden
- wird nur gebraucht, wenn ein Term auf einen anderen angewendet wird

$$(\lambda x. * 3 x) 4 \rightarrow_{\beta} *3 4$$

$$(\lambda y. y 5)(\lambda x. * 3 x) \rightarrow_{\beta} (\lambda x. * 3 x) 5 \rightarrow_{\beta} *3 5$$

- mit manchen Ausdrücken kann man das unendlich oft machen:

$$\Omega = (\lambda x. x x)(\lambda x. x x)$$

- ein Term ist in **Normalform**, falls keine weiteren Reduktionen möglich sind
- nicht jeder Term hat eine Normalform(z.B. Ω)

- in manchen Fällen gibt es mehrere Möglichkeiten für eine Reduktion
- damit der Kalkül sinnvoll ist, sollte die Reihenfolge der Reduktionen keine Rolle spielen

Satz (Church-Rosser)

Falls ein Term M in einer endlichen Anzahl von Schritten zu einem Term N oder zu einem Term P reduziert werden kann, dann existiert ein Term Q zu dem sowohl N als auch P reduziert werden können.

Warnung: Nicht jede Auswertungsstrategie führt zur Normalform!
Siehe Aufgabe 3.1.1.

Folgerung

Jeder Term hat höchstens eine Normalform.

Beweis: Seien N und P zwei Normalformen zum Term M . Nach Church-Rosser existiert ein Q mit $P \rightarrow_{\beta}^* Q$ und $N \rightarrow_{\beta}^* Q$. Da P und N in NF folgt $P \equiv N \equiv Q$. \square

- Terme s und t , die sich nur durch Namen der Variablen unterscheiden werden als äquivalent betrachtet: $s \equiv t$
- Terme s und t , die durch Umbenennung (α -Konversion) der Variablen und β -Reduktion auseinander hervorgehen, heißen **λ -gleich**: $s \approx t$.

$$I = \lambda x.x$$

Identität

$$K = \lambda x.\lambda y.x$$

$Kc = \lambda y.c$ Konstante

$$B = \lambda x.\lambda y.\lambda z.x(y(z)) \quad B f g = \lambda z.f(g(z)) \text{ Komposition}$$

$$S = \lambda x.\lambda y.\lambda z.(xz)(yz) \quad \text{Substitution}$$

$$\begin{aligned} SKK &= [\lambda x.\lambda y.\lambda z.(xz)(yz)]KK \\ &= [\lambda y.\lambda z.(Kz)(yz)]K \\ &= \lambda z.[(Kz)(Kz)] \quad K = \lambda x.\lambda y.x, Kz = \lambda y.z \\ &= \lambda z.[(\lambda y.z)(\lambda y.z)] \\ &= \lambda z.z \end{aligned}$$

- alle Namen sind **lokale** Definitionen
- Variable x in $\lambda x.x$ heißt **gebunden**, da sie im Körper der Funktionsdefinition, die mit λx beginnt, steht
- eine Variable, der kein zugehöriges λ vorangeht, heißt **frei**, z.B. y in $\lambda x.xy$
- in $(\lambda x.x)(\lambda y.yx)$ ist das x im linken Ausdruck gebunden, im zweiten Teil ist y gebunden und x ist frei, es ist **vollkommen unabhängig** von dem x im linken Teil

Definition

Eine Variable x ist **frei** in folgenden Fällen:

- 1 x ist frei im Ausdruck x
- 2 x ist frei in $\lambda y.E$ falls x frei im Ausdruck E vorkommt und $y \neq x$
- 3 x ist frei in E_1E_2 , falls x frei in E_1 oder E_2

Definition

Eine Variable x ist in folgenden Fällen **gebunden**

- 1 x ist gebunden in $\lambda x.E$ und x ist frei in E
- 2 x ist gebunden in $E_1 E_2$, falls x gebunden in E_1 oder gebunden in E_2 .

Eine Variable kann also in einem Ausdruck sowohl frei als auch gebunden sein!

- 1 Für Identitätsfunktion I ergibt $I \equiv (\lambda x.x)(\lambda x.x)$. Man kann auch $I \equiv (\lambda x.x)(\lambda z.z)$ schreiben und reduziert durch $[\lambda z.z/x]x$ zu $\lambda z.z \equiv I$
- 2 Vorsicht beim Substituieren, freie und gebundene Vorkommen dürfen nicht verwechselt werden

Beispiel Substitution in $(\lambda x.(\lambda y.xy))y$

das linke y ist gebunden, das rechte ist frei

falsch: ~~$\lambda y.xy$~~

richtig benenne gebundenes y in t um:

$$\lambda x.(\lambda t.tx)y \rightarrow_{\beta} \lambda t.yt$$

- wird $\lambda x.E_1$ auf E_2 angewendet, werden alle freien Vorkommen von x in E_1 durch E_2 ersetzt
- käme dabei eine freie Variable aus E_2 in einen Ausdruck, wo diese Variable gebunden ist, wird die gebundene Variable vorher umbenannt
- in

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

ersetzt man y im Innern durch t zu

$$(\lambda x.(\lambda t.(x(\lambda x.xt))))y \rightarrow_{\beta} (\lambda t.(y(\lambda x.xt)))$$

- können durch 0 und Nachfolgerfunktion dargestellt werden:
 $zero, suc(zero), suc(suc(zero)) \dots$
- Null wird definiert als $\bar{0} \equiv \lambda s.(\lambda z.z)$
- weitere Zahlen:
 $\bar{1} \equiv \lambda s.\lambda z.s(z), \bar{2} \equiv \lambda s.\lambda z.s(s(z)), \bar{3} \equiv \lambda s.\lambda z.s(s(s(z)))$ usw.
- Nachfolgerfunktion $S \equiv \lambda w.\lambda y.\lambda x.y(wyx)$ angewendet auf

$zero$:

$$\lambda w \lambda y.\lambda x.(y(wyx)) (\lambda s.(\lambda z.z)) \rightarrow$$

$$\lambda y.\lambda x.(y(\lambda s.(\lambda z.z)) y x) \rightarrow$$

$$\lambda y.\lambda x.(y(\lambda z.z) x) \rightarrow \lambda y.\lambda x.(y(x)) \equiv \bar{1}$$

- $(\lambda w.\lambda y.\lambda x.y(wyx))(\lambda s.\lambda z.s(z)) \rightarrow$
 $(\lambda y.\lambda x.y((\lambda s.\lambda z.s(z))yx)) \rightarrow$
 $(\lambda y.\lambda x.y(\lambda z.y(z))x) \rightarrow (\lambda y.\lambda x.y(y(x)))$

- grüner Teil in $\bar{1} \equiv \lambda s. \lambda z. s(z)$ ist Anwendung von s auf z
- $2 + 3$ bedeutet 2-malige Anwendung der Nachfolgerfunktion S

$$\begin{aligned} \bar{2}S\bar{3} &= \{\lambda s. \lambda z. s(s(z))\} \{\lambda w y x. y(w y x)\} \{\lambda a. \lambda b. a^3(b)\} \rightarrow \\ &\rightarrow \{\lambda z. [\lambda w. \lambda y. \lambda x. y(w y x)]([\lambda w \lambda y. \lambda x. y(w y x)](z))\} \{\lambda a. \lambda b. a^3(b)\} \\ &\rightarrow [\lambda w \lambda y. \lambda x. y(w y x)]([\lambda w. \lambda y \lambda x. y(w y x)](\lambda a. \lambda b. a^3(b))) \equiv SS\bar{3} \end{aligned}$$

- $SS\bar{3} \rightarrow S\bar{4} \rightarrow \bar{5}$

- zwei Zahlen m und n multipliziert man durch $\lambda m \cdot \lambda n \cdot \lambda z \cdot m(nz)$
- Produkt von 2 mit 2 ist dann $(\lambda m \cdot \lambda n \cdot \lambda z \cdot m(nz)) \overline{2} \overline{2}$
- reduziert zu $\lambda z \cdot \overline{2}(\overline{2}z)$, weitere Reduktion ergibt $\overline{4}$.

- logische Konstanten $\mathbf{T} \equiv \lambda x \lambda y. x$ und $\mathbf{F} \equiv \lambda x \lambda y. y$
- logische Funktionen: $\wedge \equiv \lambda x \lambda y. xy\mathbf{F}$, $\vee \equiv \lambda x \lambda y. x(\lambda u \lambda v. u)y$
und $\neg \equiv \lambda x. x\mathbf{FT}$

Die Negationsfunktion angewendet auf \mathbf{T} ist

$$(\lambda x. x\mathbf{FT})(\lambda a \lambda b. a) \equiv (\lambda x. x(\lambda c \lambda d. d)(\lambda e \lambda f. e))(\lambda a \lambda b. a)$$

was reduziert werden kann zu:

$$\mathbf{TFT} \equiv (\lambda a \lambda b. a)(\lambda c \lambda d. d)(\lambda e \lambda f. e) \rightarrow_{\beta} (\lambda c \lambda d. d) \equiv \mathbf{F}$$

- hilfreich bei Programmierung ist eine Test-auf-Null-Funktion f mit $f(0) = \mathbf{T}$ und $f(n) = \mathbf{F}$ für $n \neq 0$
- ein λ -Term für eine solche Funktion ist:

$$Z \equiv \lambda n.n\mathbf{F}\neg\mathbf{F}$$

- für jedes f ist nullfache Anwendung von f auf a gerade a

$$\bar{0}fa \equiv (\lambda s.\lambda z.z)fa \equiv a$$

- außerdem $\mathbf{F}a \equiv \lambda y.y = I$ für beliebiges a

$$Z\bar{0} \equiv (\lambda n.n\mathbf{F}\neg\mathbf{F})\bar{0} = \bar{0}\mathbf{F}\neg\mathbf{F} = \neg\mathbf{F} = \mathbf{T}$$

$$Z\bar{n} \equiv (\lambda x.x\mathbf{F}\neg\mathbf{F})\bar{n} \equiv \bar{n}\mathbf{F}\neg\mathbf{F} = I\mathbf{F} = \mathbf{F}$$

- für den Vorgänger von \bar{n} konstruiert man das Paar $(\bar{n}, \overline{\mathbf{n} - \mathbf{1}})$ und nimmt das zweite Element
- ein Paar (a, b) wird als $\lambda z.zab$ dargestellt
- $(\lambda z.zab)\mathbf{T} = \mathbf{T}ab = a$ und $(\lambda z.zab)\mathbf{F} = \mathbf{F}ab = b$
- λ -Ausdruck für Φ mit: $\Phi : (\bar{n}, \overline{\mathbf{n} - \mathbf{1}}) \mapsto (\overline{\mathbf{n} + \mathbf{1}}, \overline{\mathbf{n} - \mathbf{1}})$

$$\Phi \equiv (\lambda p.\lambda z.z(S(p\mathbf{T}))(p\mathbf{T}))$$

- $p\mathbf{T}$ ergibt das erste Element des Paares p
- wende Φ n -mal auf das Paar $(\lambda z.z\overline{\mathbf{00}})$ an, bilde zweite Projektion

$$P \equiv (\lambda n.n\Phi(\lambda z.z\overline{\mathbf{00}})F)$$

- beachte: der Vorgänger von 0 ist 0.

- kein Unterschied zwischen einfachen Objekten z.B. Zahlen und komplexen Objekten wie Funktionen von Funktionen
- was sich als λ -Term formulieren lässt, kann durch andere λ -Terme manipuliert werden
- $Q := \lambda x. * x x$ ist Term für Quadrieren
- $P_8 := \lambda x. Q(Q(Q x))$ ist Term für 8. Potenz
- Term, für dreimalige Funktionsanwendung
 $T : \lambda f. (\lambda x. f(f(f x)))$, damit gilt $P_8 \equiv T Q$ und 5^8 ist $T Q 5$
- $T T$ angewendet auf eine Funktion f ergibt f^{27}
- Operatoren wie T heißen **Funktionen höherer Ordnung**

- wiederholte Funktionsanw. als Kombination von λ -Termen
- wollen Verhalten einer FOR-Schleife darstellen, bei der die Anzahl der Wiederholungen durch Zähler kontrolliert wird
- haben $Z \equiv \lambda n.n\mathbf{F}\rightarrow\mathbf{F}$ mit $Z\bar{0}xy = x$ und $Z\bar{n}xy = y$ für $n \neq 0$, sowie Vorgänger P und Nachfolger S
- suchen \mathbf{I} mit $\mathbf{I}\bar{n}f\ x = f(f(f \dots (f\ x) \dots))$ und $\mathbf{I}\bar{0}f\ x = x$
- probiere: $\mathbf{I} = \lambda n.\lambda f.\lambda x.Z\ n\ x(\mathbf{I}(P\ n)f(f\ x))$
- \mathbf{I} steht sowohl rechts als auch links, keine echte Definition
- man kann \mathbf{I} aber als Fixpunkt des rechten Terms auffassen

$$A := \lambda M.(\lambda n.\lambda f.\lambda x.Z\ n\ x(M(P\ n)f(f\ x)))$$

Für welches \mathbf{I} ist $\mathbf{I} = A\mathbf{I}$? Wie findet man Fixpunkte von A ?

- suchen Fixpunkt für einen Term
- man kann λ -Terme \mathbf{Y} angeben, die einen Fixpunkt für einen beliebigen Term angeben, d.h.

$$\exists \mathbf{Y} . \forall M . \quad \mathbf{Y} M = M (\mathbf{Y} M)$$

- mit diesem \mathbf{Y} lösen wir $\mathbf{I} = A\mathbf{I}$ durch $\mathbf{I} := \mathbf{Y} A$

$$\mathbf{Y} := (\lambda y . (\lambda x . y (xx)) (\lambda x . y (xx)))$$

$$\begin{aligned} \mathbf{Y} R &= (\lambda y . (\lambda x . y (xx)) (\lambda x . y (xx))) R \\ &\rightarrow_{\beta} (\lambda x . R (xx)) (\lambda x . R (xx)) \\ &\rightarrow_{\beta} R ((\lambda x . R (xx)) (\lambda x . R (xx))) \\ &\equiv R (\mathbf{Y} R) \end{aligned}$$

R wird ausgewertet durch rekursiven Aufruf von $\mathbf{Y} R$ als erstes Argument.

Berechne

$$f(n) = \sum_{i=0}^n i = n + \sum_{i=0}^{n-1} i$$

Sei $R = (\lambda r \lambda n. Zn\bar{0}(nS(r(Pn))))$ wende S n -mal an, falls $n \neq 0$)

$$\begin{aligned} YR\bar{3} &= R(YR)\bar{3} \rightarrow Z\bar{3}\bar{0}(\bar{3}S(YR(P\bar{3}))) \\ &\rightarrow \bar{3}S(YR\bar{2}) \text{ (weil } 3 \neq 0) \\ &\rightarrow \dots \rightarrow \bar{3}S\bar{2}S\bar{1}S\bar{0} \equiv \bar{6} \end{aligned}$$

Rekursion bricht ab, wenn Argument 0 wird.

- es gibt eine Vielzahl von λ -Kalkülvarianten
- ein Kalkül heißt **Turing-mächtig** oder **Turing-vollständig**, wenn in ihm alle berechenbaren Funktionen auf \mathbb{N} ausgedrückt werden können
- β -Regel ist wohldefiniert und kann von einem Programm ausgeführt werden
- λ -Kalkül angereichert mit Z , P , S und mit Konstanten für alle Zahlen ist Turing-mächtig
- reiner λ -Kalkül ohne Konstanten ist Turing-mächtig

Bonusmaterial

- wir haben Verwendung für seltsame Terme wie $Y := (\lambda y. (\lambda x. y(xx)))(\lambda x. y(xx))$
- niemand hindert uns *sin log* zu bilden, obwohl *sin* nur auf Zahlen angewendet werden sollte, Compiler einer vernünftigen Programmiersprache sollte ablehnen
- Typisieren der Terme: welche Arten von Argumenten akzeptiert ein Term, welche Art Ergebnis produziert er
- Beispiel $\text{sin} : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}$
- einfaches Typsystem $\tau = c \mid \tau \rightarrow \tau$ besteht aus Basistypen c und Funktionentypen $\tau \rightarrow \tau$

Definition

Basisfall für jeden Typ σ und Variable x ist der Term $x : \sigma$ wohlgetypt und hat Typ σ

Abstraktion für $M : \tau$ und Variable $x : \sigma$ ist $\lambda x : \sigma. M$ wohlgetypt und hat Typ $\sigma \rightarrow \tau$

Applikation falls M wohlgetypt vom Typ $\sigma \rightarrow \tau$ und N wohlgetypt vom Typ σ , dann ist $M N$ wohlgetypt vom Typ τ

Beispiele:

- 1 $\lambda x : \sigma. x : \sigma$ hat Typ $\sigma \rightarrow \sigma$
- 2 $\lambda x : \sigma. \lambda y : \tau. x : \sigma$ hat den Typ $\sigma \rightarrow (\tau \rightarrow \sigma)$
- 3 $\sin \log$ ist nicht wohlgetypt, $M M$ läßt sich niemals typisieren, egal für welches M

Satz

Jeder wohlgetypte Term hat eine Normalform.

- **Y** ist also nicht wohlgetypt, gehört nicht zum **einfach getypten λ -Kalkül**
- einfach getypter λ -Kalkül ist nicht Turing-mächtig
- man kann ihn anreichern mit Fixpunkt-Kombinator-Konstanten
- System PCF (programming computable functions), eingeführt von Scott und Plotkin, ist Turing-mächtig.

besteht aus λ -Termen für ein einfaches Typsystem mit Basistyp int und folgenden Konstanten:

- 1 \bar{n} vom Typ int für jede natürliche Zahl n
- 2 Konditional Z_σ vom Typ $\text{int} \rightarrow (\sigma \rightarrow (\sigma \rightarrow \sigma))$
- 3 P und S vom Typ $\text{int} \rightarrow \text{int}$ für Vorgänger- und Nachfolgerfunktion
- 4 je ein Y_σ vom Typ $(\sigma \rightarrow \sigma) \rightarrow \sigma$