

# Fortgeschrittene Programmierung Vorlesung WS 09,10; SS 12–14, 16–19, 21–24

Johannes Waldmann, HTWK Leipzig

10. Juli 2024

## 1 Organisatorisches

### Ablauf Lehrveranstaltung und Prüfung

- jede Woche eine Vorlesung, dort werden Hausaufgaben gestellt
- Aufgaben zur Präsentation in der nächsten Übung  
jeder soll (als Teil einer Gruppe) insgesamt 3 mal präsentieren
- Aufgaben in autotool (selbständige Bearbeitung innerhalb der nächsten zwei Wochen)  
jeder soll insgesamt 50 % der Pflichtaufgaben erledigen
- Prüfung (vorbehaltlich Beschluß Prüfungsausschuß)  
in elektrischer Form (autotool, in Präsenz unter Aufsicht)

### Quellen

- Skript (Woche für Woche) <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/lehre.html>  
Plan: vgl. *How I Teach Functional Programming, WFLP 2017*, <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/talk/17/wflp/>
- Quelltexte aus Vorlesung, Vorbereitung Hausaufgaben (zur Präsentation): <https://gitlab.dit.htwk-leipzig.de/johannes.waldmann/fop-ss24>  
*Einschreiben!* (Projekt wird dann *private* geschaltet)

- **Hausaufgaben (individuell)** <https://autotool.imn.htwk-leipzig.de/new/vorlesung/324/aufgaben/aktuell>  
*Einschreiben! (Übungsgruppe wählen)*

## Übungen KW 15 (vor Vorlesung)

- **Arbeiten im Pool: Shell, \$PATH, ghci, vgl.** <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/pool/>

```
$ cabal update
# $HOME/.config/cabal/config editieren (-haddock)
$ cabal install --lib leancheck
$ ghci
GHCi, version 9.8.2: https://www.haskell.org/ghc/  :? for help
ghci> import Test.LeanCheck
ghci> check $ \ p q -> (p && q) == (q && p)
ghci> :doc check
```

- ssh-keygen, .ssh/id\_rsa.pub ⇒ gitlab.dit, git clone
- wenn Zeit ist: autotool 15-1, <https://www.mathekalender.de/wp/de/kalender/aufgaben/2023-01-de/>

## 2 Einleitung

### Programmierung im Studium bisher

- 1. Sem: Modellierung (formale Spezifikationen (von konkreten und abstrakten Datentypen))
- 1./2. Sem Grundlagen der (AO) Programmierung
  - imperatives Progr. (Programm ist Folge von Anweisungen, bewirkt Zustandsänderung)
  - strukturiertes P. (genau ein Eingang/Ausgang je Teilp.)
  - objektorientiertes P. (Interface = abstrakter Datentyp, Klasse = konkreter Datentyp)
- 2. Sem: Algorithmen und Datenstrukturen (Spezifikation, Implementierung, Korrektheit, Komplexität)
- 3. Sem: Softwaretechnik (industrielle Softwareproduktion)

## Worin besteht jetzt der Fortschritt?

- *deklarative* Programmierung  
(Programm *ist* ausführbare Spezifikation)
- insbesondere: *funktionale* Programmierung  
Def: Programm berechnet *Funktion*  $f : \text{Eingabe} \mapsto \text{Ausgabe}$ ,  
(kein Zustand, keine Zustandsänderungen)
- - Daten (erster Ordnung) sind Bäume
  - Programm ist Gleichungssystem
  - Programme sind auch Daten (höherer Ordnung)
- ausdrucksstark, sicher, effizient, parallelisierbar

## Formen der deklarativen Programmierung

- funktionale Programmierung: `foldr (+) 0 [1,2,3]`  

```
foldr f z l = case l of
  [] -> z ; (x:xs) -> f x (foldr f z xs)
```
- logische Programmierung: `append(A, B, [1, 2, 3]) .`  

```
append([], YS, YS) .
append([X|XS], YS, [X|ZS]) :-append(XS, YS, ZS) .
```
- Constraint-Programmierung  

```
(set-logic QF_LIA) (set-option :produce-models true)
(declare-fun a () Int) (declare-fun b () Int)
(assert (and (>= a 5) (<= b 30) (= (+ a b) 20)))
(check-sat) (get-value (a b))
```

## Definition: Funktionale Programmierung

- Rechnen = Auswerten von Ausdrücken (Termbäumen)
- Dabei wird ein *Wert* bestimmt  
und es gibt keine (versteckte) *Wirkung*.  
(engl.: side effect, dt.: Nebenwirkung)

- Werte können sein:
  - “klassische” Daten (Zahlen, Listen, Bäume...)  
`True :: Bool, [3.5, 4.5] :: [Double]`
  - Funktionen (Sinus, ...)  
`[sin, cos] :: [Double -> Double]`
  - Aktionen (Datei lesen, schreiben, ...)  
`readFile "foo.text" :: IO String`

### Softwaretechnische Vorteile

... der funktionalen Programmierung

- Beweisbarkeit: Rechnen mit Programmen wie in der Mathematik mit Termen
- Sicherheit: es gibt keine Nebenwirkungen und Wirkungen sieht man bereits am Typ
- Ausdrucksstärke, Wiederverwendbarkeit: durch Funktionen höherer Ordnung (sog. Entwurfsmuster)
- Effizienz: durch Programmtransformationen im Compiler,
- Parallelität: keine Nebenwirkungen  $\Rightarrow$  keine *data races*, fktl. Programme sind *automatisch parallelisierbar*

### Beispiel Spezifikation/Test

```
import Test.LeanCheck

append :: forall t . [t] -> [t] -> [t]
append [] y = y
append (h : t) y = h : (append t y)

associative f =
  \ x y z -> f x (f y z) == f (f x y) z
commutative f = \ x y -> ...

test = check
  (associative (append :: [Bool] -> [Bool] -> [Bool]))
```

Übung: Kommutativität (formulieren und testen)

## Beispiel Verifikation

```
app :: forall t . [t] -> [t] -> [t]
app [] y = y
app (h : t) y = h : (app t y)
```

Lemma:  $\text{app } x \text{ (app } y \text{ } z) \text{ .}. \text{ app (app } x \text{ } y) \text{ } z$

Proof by induction on List x

Case []

To show:  $\text{app [] (app } y \text{ } z) \text{ .}. \text{ app (app [] } y) \text{ } z$

Case h:t

To show:  $\text{app (h:t) (app } y \text{ } z) \text{ .}. \text{ app (app (h:t) } y) \text{ } z$

IH:  $\text{app } t \text{ (app } y \text{ } z) \text{ .}. \text{ app (app } t \text{ } y) \text{ } z$

CYP <https://github.com/noschinl/cyp>,

ist vereinfachte Version von Isabelle <https://isabelle.in.tum.de/>

## Beispiel Parallelisierung (Haskell)

```
-- Länge der Collatz-Folge
collatz :: Int -> Int
collatz x = if x <= 1 then 0
            else 1 + collatz (if even x then div x 2 else 3*x+1)
-- Summe der Längen
main :: IO ()
main = print $ sum
      $ map collatz [1 .. 10^7]
```

wird parallelisiert durch *Strategie-Annotation*:

```
import Control.Parallel.Strategies
...
main = print $ sum
      $ withStrategy (parListChunk (10^5) rseq)
      $ map collatz [1 .. 10^7]
```

## Beispiel Parallelisierung (C#, PLINQ)

- Die Anzahl der 1-Bits einer nichtnegativen Zahl:

```
Func<int,int>f =
    x=>{int s=0; while(x>0){s+=x%2;x/=2;}return s;}
```

•  $\sum_{x=0}^{2^{26}-1} f(x)$  Enumerable.Range(0,1<<26).Select(f).Sum()

- automatische parallele Auswertung, Laufzeitvergleich:

```
Time(()=>Enumerable.Range(0,1<<26).Select(f).Sum())
Time(()=>Enumerable.Range(0,1<<26)
    .AsParallel().WithDegreeOfParallelism(4)
    .Select(f).Sum())
```

vgl. *Introduction to PLINQ* [https://msdn.microsoft.com/en-us/library/dd997425\(v=vs.110\).aspx](https://msdn.microsoft.com/en-us/library/dd997425(v=vs.110).aspx)

## Softwaretechnische Vorteile

... der statischen Typisierung

The language in which you write profoundly affects the design of programs written in that language.

For example, in the OO world, many people use UML to sketch a design. In Haskell or ML, one writes type signatures instead. Much of the initial design phase of a functional program consists of writing type definitions.

**Unlike UML, though, all this design is incorporated in the final product, and is machine-checked throughout.**

Simon Peyton Jones, in: *Masterminds of Programming*, 2009; <http://shop.oreilly.com/product/9780596515171.do>

## Deklarative Programmierung in der Lehre

- funktionale Programmierung: diese Vorlesung
- logische Programmierung: in *Grundl. Künstl. Intell.*
- Constraint-Programmierung: als Wahlfach (WS 23)

Beziehungen zu weiteren LV: Voraussetzungen

- Bäume, Terme (Modellierung, Alg.+DS)
- Logik (Grundlagen TI, Softwaretechnik)

Anwendungen:

- Softwarepraktikum
- weitere Sprachkonzepte in *Prinzipien v. Programmiersprachen*
- *Programmverifikation* (vorw. f. imperative Programme)

### **Konzepte und Sprachen**

Funktionale Programmierung ist ein *Konzept*. Realisierungen:

- in prozeduralen Sprachen:
  - Unterprogramme als Argumente (in Pascal)
  - Funktionszeiger (in C)
- in OO-Sprachen: Befehlsobjekte
- Multi-Paradigmen-Sprachen:
  - Lambda-Ausdrücke in C#, Scala, Clojure
- funktionale Programmiersprachen (LISP, ML, Haskell)

Die Erkenntnisse sind sprachunabhängig.

- A good programmer can write LISP in any language.
- Learn Haskell and become a better Java programmer.

### **Gliederung der Vorlesung**

- Terme, Termersetzungssysteme, algebraische Datentypen, Pattern Matching, Persistenz
- Funktionen (polymorph, höherer Ordnung), Lambda-Kalkül, Rekursionsmuster
- Typklassen zur Steuerung der Polymorphie  
(Anwendung: automatische Testdatenerzeugung)
- Bedarfsauswertung, unendl. Datenstrukturen
- Konstruktorklassen (Functor, Applicative, Monad)
- Collections (endliche Mengen, Abbildungen, Folgen)  
als Anwendung vorher gezeigter Konzepte

## Anwendungen dieser Konzepte

- algebraische Datentypen, Pattern Matching, Termersetzungssysteme  
Scale: case class, Java: Entwurfsmuster Kompositum, immutable objects (`record`), das Datenmodell von Git
- Funktionen (höherer Ordnung), Lambda-Kalkül, Rekursionsmuster  
Lambda-Ausdrücke in C#, Entwurfsmuster Besucher  
Codequalität, code smells, Refaktorisierung
- Typklassen zur Steuerung der Polymorphie: Interfaces
- Bedarfsauswertung, unendl. Datenstrukturen  
Iteratoren, Ströme, LINQ
- Functor, Applicative, Monad: `map`, `flatMap`

## Literatur (allgemein)

- wissenschaftliche Quellen zur aktuellen Forschung und Anwendung der funktionalen Programmierung
  - Journal of Functional Programming (CUP) <https://www.cambridge.org/core/journals/journal-of-functional-programming>
  - Intl. Conference Functional Programming (ACM SIGPLAN) <https://www.icfpconference.org/>
  - Intl. Workshop Trends in Functional Programming in Education <https://wiki.tfpie.science.ru.nl/>
- <http://haskell.org/> (Sprachstandard, Werkzeuge, Bibliotheken, Tutorials),

## Literatur (speziell diese VL)

- Skript aktuelles Semester <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/lehre.html>
- How I Teach Functional Programming (WFLP 2017) <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/talk/17/wflp/>
- Kriterium für Haskell-Tutorials und -Lehrbücher:

- wo werden `data` (benutzerdefinierte algebraische Datentypen) und `case` (pattern matching) erklärt?

Je später, desto schlechter!

### Alternative Quellen

- – Q: Aber in Wikipedia/Stackoverflow steht, daß ...
  - A: Na und.
- Es mag eine in Einzelfällen nützliche Übung sein, sich mit dem Halbwissen von Nichtfachleuten auseinanderzusetzen. (Aber <https://xkcd.com/386/>)
- In VL und Übung verwenden und diskutieren wir die durch Dozenten/Skript/Modulbeschreibung vorgegebenen Quellen (Lehrbücher, referierte Original-Artikel, Standards zu Sprachen und Bibliotheken)
- ... gilt entsprechend für Ihre Bachelor- und Master-Arbeit.
- Wikipedia: benutzen—ja (um Primärquellen zu finden), zitieren—nein (ist keine wissenschaftliche Quelle).

### Organisation der LV

- jede Woche eine Vorlesung, eine Übung
- Hausaufgaben
  - gruppenweise: markierte Aufgaben aus dem Skript: anmelden (Wiki), diskutieren (Issue-Tracker), vorrechnen (in der jeweils nächsten Übung)
  - individuell (jeweils 2 Wochen Bearbeitungszeit) <https://autotool.imn.htwk-leipzig.de/new/>
- Prüfungszulassung: regelmäßiges und erfolgreiches Bearbeiten der Übungsaufgaben.
  - Vorrechnen: 3 mal,
  - Autotool: 50 Prozent der Pflicht-Aufgaben,
- Prüfung: Klausur 120 min, keine Hilfsmittel

## Übungen

- Informationen zur VL: <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/lehre.html>
- digitale Selbstverteidigung: Browser und Suchmaschine datenschutzgerecht auswählen und einstellen.

Das Geschäftsmodell der Überwachungswirtschaft ist es, Ihren Bildschirmplatz, und damit Ihre Aufmerksamkeit und Ihre Lebenszeit an Anzeigenkunden zu verkaufen. Um dabei höhere Erlöse zu erzielen, wird Ihr Verhalten vermessen, gespeichert, vorhergesagt und beeinflusst. Die dazu angelegten Personenprofile erlauben eine umfassende privatwirtschaftliche und staatliche Überwachung. Diese soll verschleiert, verharmlost und legalisiert werden.

Siehe auch

- OS Überwachungskapitalismus <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/talk/19/ubkap/>,
- VL Informatik (Nebenfach) [https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ws21/inf/folien/#\(11\)](https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/edu/ws21/inf/folien/#(11))
- Benutzung Rechnerpool (ssh, tmux, ghci) <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/pool/>
- Beispiel Funktionale Programmierung

```
$ /usr/local/waldmann/opt/ghc/latest/bin/ghci
```

```
ghci> length $ takeWhile (== '0') $ reverse $ show $ foldr (*) 1 [1..100]
```

- Typ und Wert von Teilausdrücken feststellen, z.B.

```
ghci> :set +t
ghci> foldr (*) 1 [1..100 :: Integer]
```

- Beachte polymorphe numerische Literale.  
(Auflösung der Polymorphie durch Typ-Annotation.)  
Warum ist 100 Fakultät als `Int` gleich 0?
- Welches ist der Typ der Funktion `takeWhile`? Beispiel:

```
odd 3 ==> True ; odd 4 ==> False
takeWhile odd [3,1,4,1,5,9] ==> [3,1]
```

- ersetze in der Lösung `takeWhile` durch andere Funktionen des gleichen Typs (suche diese mit Hoogle), erkläre Semantik
- typische Eigenschaften dieses Beispiels (nachmachen!)  
statische Typisierung, Schachtelung von Funktionsaufrufen, Funktion höherer Ordnung, Benutzung von Funktionen aus Standardbibliothek (anstatt selbstgeschriebener).
- schlechte Eigenschaften (vermeiden!)  
Benutzung von Zahlen und Listen (anstatt anwendungsspezifischer Datentypen) vgl. <http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/untutorial/list-or-not-list/>
- Haskell-Entwicklungswerkzeuge
  - Compiler, REPL: `ghci` (Fehlermeldungen, Holes)
  - API-Suchmaschine <http://www.haskell.org/hoogle/>
  - Editor: Emacs <https://xkcd.com/378/>,  
IDE? gibt es, brauchen wir (in dieser VL) nicht <https://hackage.haskell.org/package/haskell-language-server>
- Softwaretechnik im autotool: <http://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/untutorial/se/>

### **Aufgaben (allgemeines)**

- benutzen Sie `gitlab.imn` zur Koordinierung: (einmalig) Einteilung in Dreiergruppen, (wöchentlich) Bearbeitung der Aufgaben. Benutzen Sie Wiki und Issues mit sinnvollen Titeln/Labeln. Schließen Sie erledigte Issues.
- Jede der markierten Aufgabe kann in jeder Übung aufgerufen werden (Bsp: Aufg. 3 in den INB-Übungen und in der MIB-Übung) Es kann dann eine vorher gemeinsam (von mehreren Gruppen) vorbereitete Lösung präsentiert werden—die aber von jedem einzelnen Präsentator auch verstanden sein sollte.
- Auch die nicht markierten Aufgaben können in den Übungen diskutiert werden—wenn dafür Zeit ist.

## Aufgaben

### SS 24: Aufgabe 1

#### 1. Digitale Selbstverteidigung

- (a) Welche Daten gibt Ihr Browser preis?

Starten Sie in einer Konsole den Befehl `ncat --listen --source-port 9999`  
(Konsole soll sichtbar bleiben)

Rufen Sie im Browser die Adresse `http://localhost:9999` auf, beobachten Sie die Ausgabe in der Konsole.

Wie (personen)spezifisch ist diese Information?

- (b) Wie können weitere Informationen extrahiert werden? Verwenden Sie `https:`

`//www.eff.org/press/releases/test-your-online-privacy-protection-`  
(Electronic Frontier Foundation, 2015–)

- (c) Stellen Sie Firefox datenschutzgerecht ein. (Das beginnt mit der Default-Startseite!)

Zeigen Sie die Benutzung von temporary containers, von Profilen (z.B. ein Profil für Browsing im Screen-Share).

Führen Sie Browser-Plugins `uMatrix`, `uBlockOrigin` vor.

#### 2. zu: E. W. Dijkstra: *Answers to Questions from Students of Software Engineering* (Austin, 2000) (EWD 1035)

- „putting the cart before the horse“
  - übersetzen Sie wörtlich ins Deutsche,
  - geben Sie eine entsprechende idiomatische Redewendung in Ihrer Muttersprache an,
  - wofür stehen *cart* und *horse* hier konkret?

#### 3. sind die empfohlenen exakten Techniken der Programmierung für große Systeme anwendbar?

Erklären Sie „lengths of ... grow not much more than linear with the lengths of ...“.

- Welche Längen werden hier verglichen?

Modellieren Sie das System als Graph, die Knoten sind die Komponenten, die Kanten sind deren Beziehungen (direkte Abhängigkeiten).

- Welches asymptotische Wachstum ist bei undisziplinierter Entwicklung des Systems zu befürchten?
  - Welche Graph-Eigenschaft impliziert den linearen Zusammenhang?
  - Wie gestaltet man den System-Entwurf, so daß diese Eigenschaft tatsächlich gilt? Welchen Nutzen hat das für Entwicklung und Wartung?
4. Über ein Monoid  $(M, \circ, 1)$  mit Elementen  $a, b \in M$  (sowie eventuell weiteren) ist bekannt:  $a^2 = b^2 = (ab)^2 = 1$ .

Dabei ist  $ab$  eine Abkürzung für  $a \circ b$  und  $a^2$  für  $aa$ , usw.

- Geben Sie ein Modell mit  $1 \neq a \neq b \neq 1$  an.
- Überprüfen Sie  $ab = ba$  in Ihrem Modell.
- Leiten Sie  $ab = ba$  aus den Monoid-Axiomen und gegebenen Gleichungen ab.

Das ist eine Übung zur Wiederholung der Konzepte *abstrakter* und *konkreter* Datentyp sowie *Spezifikation*.

5. im Rechnerpool live vorführen:

- ein Terminal öffnen
- `ghci` starten (in der aktuellen Version), Fakultät von 100 ausrechnen
- Datei `F.hs` mit Texteditor anlegen und öffnen, Quelltext `f = ...` (Ausdruck mit Wert 100!) schreiben, diese Datei in `ghci` laden, `f` auswerten

Dabei wg. Projektion an die Wand:

Schrift 1. groß genug und 2. schwarz auf weiß.

Vorher Bildschirm(hintergrund) aufräumen, so daß bei Projektion keine personenbezogenen Daten sichtbar werden. Beispiel: `export PS1="$ "` ändert den Shell-Prompt (versteckt den Benutzernamen).

Wer eigenen Rechner im Pool benutzt:

- Aufgaben wie oben *und*
- `ssh`-Login auf einen Rechner des Pools  
(damit wird die Ausrede *GHC (usw.) geht auf meinem Rechner nicht* hinfällig)
- `ssh`-Login oder remote-Desktop-Zugriff *von* einem Rechner des Pools auf Ihren Rechner (damit das projiziert werden kann, *ohne* den Beamer umzustöpseln)

(falls das alles zu umständlich ist, dann eben doch einen Pool-Rechner benutzen)

6. welcher Typ ist zu erwarten für die Funktion,

- (wurde bereits in der Übung behandelt) die das Spiegelbild einer Zeichenkette berechnet?
- die die Liste aller (durch Leerzeichen getrennten) Wörter einer Zeichenkette berechnet?

```
f "foo bar" = [ "foo", "bar" ]
```

Suchen Sie nach Funktionen dieses Typs mit <https://www.haskell.org/hoogle/>, erklären Sie einige der Resultate, welches davon ist das passende, rufen Sie diese Funktion auf (in ghci).

### 3 Daten

#### Wiederholung: Terme

- (Prädikatenlogik) *Signatur*  $\Sigma$  ist Menge von Funktionssymbolen mit Stelligkeiten ein Term  $t$  in Signatur  $\Sigma$  ist
  - Funktionssymbol  $f \in \Sigma$  der Stelligkeit  $k$  mit Argumenten  $(t_1, \dots, t_k)$ , die selbst Terme sind.

$\text{Term}(\Sigma)$  = Menge der Terme über Signatur  $\Sigma$

- (Graphentheorie) ein Term ist ein gerichteter, geordneter, markierter Baum
- (Datenstrukturen)
  - Funktionssymbol = Konstruktor, Term = Baum

#### Beispiele: Signatur, Terme

- Signatur:  $\Sigma = \{Z/0, S/1, f/2\}$
- Elemente von  $\text{Term}(\Sigma)$ :  
 $Z(), S(S(Z())), f(S(S(Z))), Z()$
- Abkürzung: das leere Argument-Tupel (die Klammern) nach nullstelligen Symbolen weglassen,  $f(S(S(Z)), Z)$

- Signatur:  $\Gamma = \{E/0, A/1, B/1\}$
- Elemente von  $\text{Term}(\Gamma)$ : ...
- Bezeichnung: für Signatur  $\Sigma$  und  $k \in \mathbb{N}$ :  
 $\Sigma_k$  bezeichnet Menge der Symbole aus  $\Sigma$  mit Stelligkeit  $k$   
 $\Sigma_0 = \{Z\}, \Sigma_1 = \{S\}, \Sigma_2 = \{f\},$   
 $\Gamma_0 = \{E\}, \Gamma_1 = \dots, \Gamma_2 = \dots$

### Abmessungen von Termen

- die Größe: ist Funktion  $|\cdot| : \text{Term}(\Sigma) \rightarrow \mathbb{N}$  mit
  - für  $f \in \Sigma_k$  gilt  $|f(t_1, \dots, t_k)| = 1 + |t_1| + \dots + |t_k|$

die Größe eines Terms ist der Nachfolger der Summe der Größen seiner Kinder
- Bsp:  $|S(S(Z()))| = 1 + |S(Z())| = 1 + 1 + |Z()| = 1 + 1 + 1$   
 $|f(S(S(Z())), Z())| = \dots$
- die Höhe: ist Funktion  $\text{height} : \text{Term}(\Sigma) \rightarrow \mathbb{N}$ :  
 für  $t = f(t_1, \dots, t_k)$  gilt
  - wenn  $k = 0$ , dann  $\text{height}(t) = 0$
  - wenn  $k > 0$ , dann  $\text{height}(t) = 1 + \max(\text{height}(t_1), \dots, \text{height}(t_k))$

### Induktion über Termaufbau (Beispiel)

- Satz:  $\forall t \in \text{Term}(\{a/0, b/2\}) : |t| \equiv 1 \pmod{2}$  (die Größe ist ungerade)
- Beweis durch Induktion über den Termaufbau:
  - IA (Induktions-Anfang):  $t = a()$   
 Beweis für IA:  $|t| = |f()| = 1 \equiv 1 \pmod{2}$
  - IS (I-Schritt):  $t = b(t_1, t_2)$   
 zu zeigen ist: IB (I-Behauptung):  $|t| \equiv 1 \pmod{2}$   
 dabei benutzen: IV (I-Voraussetzung)  $|t_1| \equiv |t_2| \equiv 1 \pmod{2}$   
 Beweis für IS:  $|t| = |b(t_1, t_2)| = 1 + |t_1| + |t_2| \equiv 1 + 1 + 1 \equiv 1 \pmod{2}$
- Bezeichnung: das heißt IV, und nicht I-Annahme, damit es nicht mit I-Anfang wechselt wird

## Algebraische Datentypen (benannte Notation)

- Beispiel: Deklaration des Typs

```
data Foo = Con {bar :: Int, baz :: String}
           deriving Show
```

- Bezeichnungen:

- Foo ist Typname
- Con ist Konstruktor
- bar, baz sind Komponenten-Namen des Konstruktors
- Int, String sind Komponenten-Typen

- Beispiel: Konstruktion eines Datums dieses Typs

```
Con { bar = 3, baz = "hal" } :: Foo
```

der Ausdruck (vor dem ::) hat den Typ Foo

## Algebraische Datentypen (positionelle Not.)

- Beispiel: Deklaration des Typs

```
data Foo = Con Int String
```

- Bezeichnungen:

- Foo ist Typname
- Con ist zweistelliger Konstruktor  
... mit anonymen Komponenten
- Int, String sind Komponenten-Typen

- Beispiel: Konstruktion eines Datums dieses Typs

```
Con 3 "hal" :: Foo
```

- auch ein Konstruktor mit benannten Komponenten kann positionell aufgerufen werden

## Datentyp mit mehreren Konstruktoren

- Beispiel (selbst definiert)

```
data T = A { foo :: Bool }
        | B { bar :: Ordering, baz :: Bool }
  deriving Show
```

- Beispiele (in Standardbibliothek (Prelude) vordefiniert)

```
data Bool = False | True
data Ordering = LT | EQ | GT
```

- Konstruktion solcher Daten:

```
False :: Bool
A { foo = False } :: T ; A False :: T
B EQ True :: T
```

## Mehrsortige Signaturen

- (bisher) einsortige Signatur  
ist Abbildung von Funktionssymbol nach Stelligkeit
- (neu) mehrsortige Signatur
  - Menge von Sortensymbolen  $S = \{S_1, \dots\}$
  - $msS$  ist Abb. von Funktionssymbol nach Typ
  - $Typ$  ist Element aus  $S^* \times S$   
Folge der Argument-Sorten, Resultat-Sorte

Bsp.:  $S = \{Z, B\}, \Sigma = \{0 \mapsto ([], Z), p \mapsto ([Z, Z], Z), e \mapsto ([Z, Z], B), a \mapsto ([B, B], B)\}$ .

- $Term(\Sigma, B)$  (Terme dieser Signatur mit Sorte  $B$ ): ...

## Rekursive Datentypen

- Konstruktoren mit benannten Komponenten

```
data Tree = Leaf {}
         | Branch { left :: Tree , right :: Tree }
```

- mit anonymen Komponenten

```
data Tree = Leaf | Branch Tree Tree
```

- Objekte dieses Typs erzeugen, Bsp:

```
Leaf :: Tree; Branch (Branch Leaf Leaf) Leaf :: Tree
```

- Bezeichnung `data Tree = ... | Node ...` ist falsch (irreführend), denn sowohl äußere Knoten (**Leaf**) als auch innere Knoten (**Branch**) *sind* Knoten (**Node**)
- Ü: die data-Dekl. für  $S = \{Z, B\}$ ,  $\Sigma = \{0 \mapsto ([], Z), p \mapsto ([Z, Z], Z), e \mapsto ([Z, Z], B), a \mapsto ([B, B], B)\}$ .

## Daten mit Baum-Struktur

- mathematisches Modell: Term über Signatur
- programmiersprachliche Bezeichnung: *algebraischer Datentyp* (die Konstruktoren bilden eine Algebra)
- praktische Anwendungen:
  - Formel-Bäume (in Aussagen- und Prädikatenlogik)
  - Suchbäume (in VL Algorithmen und Datenstrukturen, in `java.util.TreeSet<E>`)
  - DOM (Document Object Model) <https://www.w3.org/DOM/DOMTR>
  - JSON (Javascript Object Notation) z.B. für AJAX <https://www.ecma-international.org/publications/standards/Ecma-404.htm>

## Übung Terme

- Geben Sie die Signatur des Terms  $\sqrt{a \cdot a + b \cdot b}$  an.
- Bestimmen Sie  $|\sqrt{a \cdot a + b \cdot b}|$ ,  $\text{height}(\sqrt{a \cdot a + b \cdot b})$ .

- Geben Sie ein Element  $t \in \text{Term}(\{f/1, g/3, c/0\})$  an mit  $|t| = 5$  und  $\text{height}(t) \leq 2$ .
- die Menge  $\text{Term}(\{f/1, g/3, c/0\})$  wird realisiert durch den Datentyp `data T = F T | G T T T` deklarieren Sie den Typ in `ghci`, erzeugen Sie o.g. Term  $t$  (durch Konstruktoraufrufe)
- Holes (Löcher) in Ausdrücken als Hilfsmittel bei der Programmierung durch schrittweises Verfeinern

```
ghci> data T = A Bool | B T deriving Show
ghci> A _
```

```
<interactive>:2:3: error:
  • Found hole: _ :: Bool
  • In the first argument of `A`, namely `_'
    In the expression: A _
    In an equation for `it`: it = A _
  • Relevant bindings include ...
    Valid hole fits include ...
      False :: Bool
      True  :: Bool
      ...
```

## Hausaufgaben

SS 24: Aufgaben 2, 3, 4.

### 1. autotool-Aufgabe 15-2

Allgemeine Hinweise zur Bearbeitung von Haskell-Lückentext-Aufgaben in `autotool`:

- Schreiben Sie den angezeigten Quelltext (vollständig! ohne zusätzliche Leerzeichen am Zeilenanfang!) in eine Datei mit Endung `.hs`, starten Sie `ghci` mit diesem Dateinamen als Argument
- ändern Sie den Quelltext: ersetzen Sie `undefined` durch einen geeigneten Ausdruck, hier z.B.

```
solution = S.fromList [ False, G ]
```

im Editor speichern, in `ghci` neu laden (`:r`)

- reparieren Sie Typfehler, werten Sie geeignete Terme aus, hier z.B. `S.size solution`

- werten Sie `test` aus, wenn `test` den Wert `True` ergibt, dann tragen Sie die Lösung in autotool ein.
2. Geben Sie einen Typ  $T$  (eine `data`-Deklaration) an, der alle Terme der einsortigen Signatur  $\Sigma = \{E/0, F/2, G/3\}$  enthält.
- Konstruieren Sie Elemente dieses Typs.
- Geben Sie  $t \in \text{Term}(\Sigma)$  an mit
- $\text{height}(t) = 2$  und  $|t|$  möglichst klein
  - $\text{height}(t) = 2$  und  $|t|$  möglichst groß

### Allgemeine Hinweise zu Arbeit und Präsentation im Pool:

- beachten Sie `https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/pool/` (PATH und ggf. LD\_LIBRARY\_PATH)
- Freigabe (für Dozenten-Rechner) mit `krfb`, Einmalpaßwort
- Schrift schwarz auf weiß! Vernünftige Schriftgröße (Control-Plus)!! Gleichzeitig sichtbar (d. h.: keine Verdeckungen, Umschaltungen): Aufgabenstellung, Programmtext, Ausgabe/Fehlermeldungen. Wenn der Desktop-Hintergrund sichtbar ist—wurde Platz verschenkt!!!

3. Geben Sie einen Typ (eine data-Deklaration) mit genau 71 Elementen an. Sie können weitere Data-Deklarationen benutzen. Minimieren Sie die Gesamt-Anzahl der Konstruktoren.

Bsp: `data Bool = False | True ; data T = X Bool Bool` dieses T hat 4 Elemente, 3 Konstruktoren (False, True, X)

4. Beweisen Sie  $\forall \Sigma : \forall t \in \text{Term}(\Sigma) : \text{height}(t) \leq |t| - 1$ .

durch Induktion über den Term-Aufbau.

- Induktions-Anfang:  $t = f()$  (nullstelliges Symbol  $f$ )
- Induktions-Schritt:  
 $t = f(t_1, \dots, t_k)$  ( $k$ -stelliges Symbol  $f$ , für  $k > 0$ )  
dabei Induktions-Voraussetzung: die Behauptung gilt für  $t_1, \dots, t_k$ .  
Induktions-Behauptung: ... für  $t$ .

Für welche Terme  $t$  gilt Gleichheit? Wo sieht man das im Beweis?

5. wieviele Elemente des Datentyps `data T = L | B T T` haben ...

- die Größe 9
- die Größe  $\leq 9$
- die Höhe  $0, 1, 2, 3, \dots, k, \dots$

Sie müssen diese Elemente nicht alle einzeln angeben.

Bestimmen sie ihre Anzahl durch dynamische Programmierung (von Hand).

## Aufgaben autotool

1. Ersetzen Sie `undefined`, so daß der Ausdruck `test` den Wert `True` hat.

```
module Blueprint where
import qualified Data.Set as S
-- aus Prelude importiert:
-- data Bool = False | True
data C = R | G | B deriving (Eq, Ord, Show)
data T = X C Bool | Y Bool | Z deriving (Eq, Ord, Show)
solution :: S.Set T
solution = S.fromList undefined
test :: Bool
test = S.size solution == 9
```

Ansatz einer Lösung:

```
solution = S.fromList [ X R False, Y True ]
```

## 2. einen Term in einer mehrsortigen Signatur angeben (Programmiersprache: Java)

Gesucht ist ein Ausdruck vom Typ `int`  
in der Signatur

```
Foo e;  
String g;  
static char a ( Bar x, String y, String z );  
static Bar b ( Foo x );  
static int c ( int x, String y );  
static int d ( char x, Foo y, String z );  
static Foo f ( int x );  
static String h ( Foo x, String y, char z );
```

Lösungsansatz

```
d ( a ( b ( e ), ... ), ... )
```

## 4 Programme

### Plan

- wir haben: für Baum-artige Daten:
  - mathematisches Modell: Terme über einer Signatur
  - Realisierung als: algebraischer Datentyp (`data`)
- wir wollen: für Programme, die diese Daten verarbeiten:
  - mathematisches Modell: Termersetzung
  - Realisierung als: Pattern matching (`case`)

## Bezeichnungen für Teilterme

- *Position*: Folge von natürlichen Zahlen  
(bezeichnet einen Pfad von der Wurzel zu einem Knoten)  
Beispiel: für  $t = S(f(S(S(Z))), Z())$   
ist  $[0, 1]$  eine Position in  $t$ .
- $\text{Pos}(t)$  = die Menge der Positionen eines Terms  $t$   
Definition: wenn  $t = f(t_0, \dots, t_{k-1})$ , d.h.,  $k$  Kinder  
dann  $\text{Pos}(t) = \{[]\} \cup \{[i] \cdot p \mid 0 \leq i < k \wedge p \in \text{Pos}(t_i)\}$ .

dabei bezeichnen:

- $[]$  die leere Folge,
- $[i]$  die Folge der Länge 1 mit Element  $i$ ,
- $\cdot$  den Verkettungsoperator für Folgen

## Operationen mit (Teil)Termen

- $t[p]$  = der Teilterm von  $t$  an Position  $p$   
Beispiel:  $S(f(S(S(Z))), Z())[0, 1] = \dots$   
Definition (durch Induktion über die Länge von  $p$ ):  $\dots$
- $t[p := s]$  : wie  $t$ , aber mit Term  $s$  an Position  $p$   
Beispiel:  $S(f(S(S(Z))), Z())[0, 1 := S(Z)] = \dots$   
Definition (durch Induktion über die Länge von  $p$ ):  $\dots$

## Operationen mit Variablen in Termen

- $\text{Term}(\Sigma, V)$  = Menge der Terme über Signatur  $\Sigma$  mit Variablen aus  $V$   
Beispiel:  $\Sigma = \{Z/0, S/1, f/2\}$ ,  $V = \{y\}$ ,  $f(Z(), y) \in \text{Term}(\Sigma, V)$ .
- Substitution  $\sigma$ : partielle Abbildung  $V \rightarrow \text{Term}(\Sigma)$   
Beispiel:  $\sigma_1 = \{(y, S(Z()))\}$
- eine Substitution auf einen Term anwenden:  $t\sigma$ :  
Intuition: wie  $t$ , aber statt  $v$  immer  $\sigma(v)$   
Beispiel:  $f(Z(), y)\sigma_1 = f(Z(), S(Z()))$   
Definition durch Induktion über  $t$

## Termersetzungssysteme

- Daten = Terme (ohne Variablen)
- Programm  $R$  = Menge von Regeln  
Bsp:  $R = \{(f(Z(), y), y), (f(S(x), y), S(f(x, y)))\}$
- Regel = Paar  $(l, r)$  von Termen mit Variablen
- Relation  $\rightarrow_R$  ist Menge aller Paare  $(t, t')$  mit
  - es existiert  $(l, r) \in R$
  - es existiert Position  $p$  in  $t$
  - es existiert Substitution  $\sigma : (\text{Var}(l) \cup \text{Var}(r)) \rightarrow \text{Term}(\Sigma)$
  - so daß  $t[p] = l\sigma$  und  $t' = t[p := r\sigma]$ .

## Termersetzungssysteme als Programme

- $\rightarrow_R$  beschreibt *einen* Schritt der Rechnung von  $R$ ,
- transitive und reflexive Hülle  $\rightarrow_R^*$  beschreibt *Folge* von Schritten.
- *Resultat* einer Rechnung ist Term in  $R$ -Normalform (:= ohne  $\rightarrow_R$ -Nachfolger)

dieses Berechnungsmodell ist im allgemeinen

- *nichtdeterministisch*  $R_1 = \{C(x, y) \rightarrow x, C(x, y) \rightarrow y\}$   
(ein Term kann mehrere  $\rightarrow_R$ -Nachfolger haben, ein Term kann mehrere Normalformen erreichen)
- *nicht terminierend*  $R_2 = \{p(x, y) \rightarrow p(y, x)\}$   
(es gibt eine unendliche Folge von  $\rightarrow_R$ -Schritten, es kann Terme ohne Normalform geben)

## Konstruktor-Systeme

Für TRS  $R$  über Signatur  $\Sigma$ : Symbol  $s \in \Sigma$  heißt

- *definiert*, wenn  $\exists(l, r) \in R : l[] = s(\dots)$  (das Symbol in der Wurzel ist  $s$ )
- sonst *Konstruktor*.

Das TRS  $R$  heißt *Konstruktor-TRS*, falls:

- definierte Symbole kommen links *nur* in den Wurzeln vor

Übung: diese Eigenschaft formal spezifizieren

Beispiele:  $R_1 = \{a(b(x)) \rightarrow b(a(x))\}$  über  $\Sigma_1 = \{a/1, b/1\}$ ,

$R_2 = \{f(f(x, y), z) \rightarrow f(x, f(y, z))\}$  über  $\Sigma_2 = \{f/2\}$ :

definierte Symbole? Konstruktoren? Konstruktor-System?

Funktionale Programme sind ähnlich zu Konstruktor-TRS.

## Funktionale Programme (Bsp. und Vergleich)

- Termersetzungssystem:
  - Signatur:  $\{(S, 1), (Z, 0), (f, 2)\}$ , Variablenmenge  $\{x', y\}$
  - Ersetzungssystem  $\{f(Z, y) \rightarrow y, f(S(x'), y) \rightarrow S(f(x', y))\}$ .
  - ist Konstruktor-System, definierte Symbole:  $\{f\}$ , Konstruktoren:  $\{S, Z\}$ ,
  - Startterm  $f(S(S(Z)), S(Z))$ .

- funktionales Programm:

```
data N = Z | S N -- Signatur für Daten
f :: N -> N -> N -- Signatur für Funktion
f Z y = y ; f (S x') y = S (f x' y) -- Gleichungen
f (S (S Z)) (S Z) -- Benutzung der definierten Fkt.
```

## Alternative Notation f. Gleichungssystem

- für die Definition einer Funktion  $f$  mit diesem Typ `data N = Z | S N ; f :: N -> N -> N`
- (eben gesehen) *mehrere* Gleichungen

```
f Z y = y
f (S x') y = S (f x' y)
```

- äquivalente Notation: *eine* Gleichung,  
in der rechten Seite: Verzweigung (erkennbar an `case`)  
mit zwei Zweigen (erkennbar an `->`)

```
f x y = case x of
  { Z -> y ; S x' -> S (f x' y) }
```

## Pattern Matching

```
data N = Z | S N ; data Bool = False | True
```

```
positive :: N -> Bool
```

```
positive x = case x of { Z -> False ; S x' -> True }
```

- **Syntax:** `case <Diskriminante> of { <Muster> -> <Ausdruck> ; ... }`
- `<Muster>` enthält Konstruktoren und Variablen, entspricht linker Seite einer Term-Ersetzungs-Regel, `<Ausdruck>` entspricht rechter Seite
- statische Semantik (eines case-Ausdrucks mit Typ T)
  - jedes `<Muster>` hat gleichen Typ wie `<Diskrim.>`,
  - jeder `<Ausdruck>` hat den Typ T
- dynamische Semantik:
  - Def.: *t* paßt zum Muster *l*: es existiert  $\sigma$  mit  $l\sigma = t$
  - für das erste Muster, das zum Wert der Diskriminante paßt, wird  $r\sigma$  ausgewertet

## Eigenschaften von Case-Ausdrücken

ein case-Ausdruck heißt

- *disjunkt*, wenn die Muster nicht überlappen  
(es gibt keinen Term, der zu mehr als 1 Muster paßt)
- *vollständig*, wenn die Muster den gesamten Datentyp abdecken  
(es gibt keinen Term, der zu keinem Muster paßt)

Beispiele (für `data T = A | B T | F T T`)

- nicht disjunkt:

```
case t of { F (B x) y -> .. ; F x (B y) -> .. }
```

- nicht vollständig `case t of { F x y -> .. ; A -> .. }`

## data und case

typisches Vorgehen beim Verarbeiten algebraischer Daten vom Typ T:

- Für jeden Konstruktor des Datentyps

```
data T = C1 ...
      | C2 ...
```

- schreibe einen Zweig in der Fallunterscheidung

```
f x = case x of
  { C1 ... -> ...
  ; C2 ... -> ... }
```

- Argumente der Konstruktoren sind Variablen  $\Rightarrow$  Case-Ausdruck ist disjunkt und vollständig.

### Pattern Matching in versch. Sprachen

- Scala: case classes <https://docs.scala-lang.org/tutorials/tour/case-classes.html>

- Java (ab JDK 21)

```
jshell --enable-preview # Version 21-ea
interface I {}
record A (int x) implements I {}
I o = new A(4)
switch (o) {
  case A(var y) : System.out.println(y);
  default : }
```

- Nicht verwechseln mit *regular expression matching* zur String-Verarbeitung. Es geht um algebraische (d.h. baum-artige) Daten!

### Rechnen mit Wahrheitswerten

- der Datentyp

```
import qualified Prelude
data Bool = False | True
  deriving Prelude.Show
```

- die Negation

```
not :: Bool -> Bool
not x = case x of { False -> _ ; True -> _ }
```

- die Konjunktion (als Operator geschrieben)

```
(&&) :: Bool -> Bool -> Bool
x && y = case x of { False -> _ ; True -> _ }
```

## Syntax für Unterprogramm-Aufrufe

- die Syntax eines Namens bestimmt, ob er als Funktion oder Operator verwendet wird:
  - Name aus Buchstaben (Bsp.: `not`, `plus`)  
steht als Funktion vor den Argumenten
  - Name aus Sonderzeichen (Bsp.: `&&`)  
steht als Operator zw. erstem und zweitem Argument
- zwischen Funktion und Operator umschalten:
  - in runden Klammern: Operator als Funktion  
`(&&) :: Bool -> Bool -> Bool, (&&) False True`
  - in Backticks: Funktion als Operator  
`3 `plus` 4`

## Syntax für Fallunterscheidungen

- `not x = case x of { False -> _; True -> _ }`  
Alternative Notation (links), Übersetzung (rechts)  

<code>not x = case x of</code>	<code>not x = case x of</code>
<code>False -&gt; _</code>	<code>{False -&gt; _</code>
<code>True -&gt; _</code>	<code>;True -&gt; _</code>
	<code>}</code>
- Abseitsregel (offside rule): wenn das nächste (nicht leere) Zeichen nach `of` kein `{` ist, werden eingefügt:
  - `{` nach `of`
  - `;` nach Zeilenschaltung bei gleicher Einrückung
  - `}` nach Zeilenschaltung bei höherer Einrückung

## Übung Term-Ersetzung

Für die Signatur  $\Sigma = \{f/1, g/3, c/0\}$ :

- geben Sie ein  $t \in \text{Term}(\Sigma)$  an mit  $t[1] = c$ .
- Beweisen Sie  $\forall \Sigma : \forall t \in \text{Term}(\Sigma) : |t| = |\text{Pos}(t)|$ .

Für die Signatur  $\Sigma = \{Z/0, S/1, f/2\}$ :

- für welche Substitution  $\sigma$  gilt  $f(x, Z)\sigma = f(S(Z), Z)$ ?
- für dieses  $\sigma$ : bestimmen Sie  $f(x, S(x))\sigma$ .

Dabei wurde angewendet:

Abkürzung für Anwendung von 0-stelligen Symbolen: anstatt  $Z()$  schreibe  $Z$ . (Vorsicht: dann kann man Variablen nicht mehr von 0-stelligen Symbolen unterscheiden. Man muß dann immer die Signatur explizit angeben oder auf andere Weise vereinbaren, wie man Variablen erkennt, z.B. „Buchstaben am Ende des Alphabetes ( $\dots, x, y, \dots$ ) sind Variablen“, das ist aber riskant)

## Übung Pattern Matching, Programme

- Für die Deklarationen

```
-- data Bool = False | True      (aus Prelude)
data T = F T | G T T T | C
```

entscheide/bestimme für jeden der folgenden Ausdrücke:

- syntaktisch korrekt?
- statisch korrekt?
- Resultat (dynamische Semantik)
- disjunkt? vollständig?

1. `case False of { True -> C }`
2. `case False of { C -> True }`
3. `case False of { False -> F F }`
4. `case G (F C) C (F C) of { G x y z -> F z }`
5. `case F C of { F (F x) -> False }`
6. `case F C of { F x -> False ; True -> False }`
7. `case True of { False -> C ; True -> F C }`
8. `case True of { False -> C ; False -> F C }`
9. `case C of { G x y z -> False; F x -> False; C -> True }`

- Listen von Wahrheitswerten:

```
data List = Nil | Cons Bool List deriving Prelude.Show
```

```
and :: List -> Bool
and l = case l of ...
```

entsprechend `or :: List -> Bool`

- (Wdhlg.) welche Signatur beschreibt binäre Bäume  
(jeder Knoten hat 2 oder 0 Kinder, die Bäume sind; es gibt keine Schlüssel)
- geben Sie die dazu äquivalente `data`-Deklaration an: `data T = ...`
- implementieren Sie dafür die Funktionen

```
size  :: T -> Prelude.Int
depth :: T -> Prelude.Int
```

benutze `Prelude.+` (das ist Operator), `Prelude.min`, `Prelude.max`

- für Peano-Zahlen `data N = Z | S N`  
implementieren Sie *plus*, *mal*, *min*, *max*

## Hausaufgaben

SS 24: Aufgaben 1, 4, 5

### 1. Arithmetik auf Peano-Zahlen

- Für  $R = \{f(S(x), y) \rightarrow f(x, S(y)), f(Z, y) \rightarrow y\}$   
bestimme alle  $R$ -Normalformen von  $f(S(Z), S(Z))$ .
- für  $R_d = R \cup \{d(x) \rightarrow f(x, x)\}$   
bestimme alle  $R_d$ -Normalformen von  $d(d(S(Z)))$ .
- Bestimme die Signatur  $\Sigma_d$  von  $R_d$ .  
Bestimme die Menge der Terme aus  $\text{Term}(\Sigma_d)$ , die  $R_d$ -Normalformen sind.
- Welche Rechenoperationen simulieren die Regeln für  $f$ , für  $d$ ?
- welche Terme haben große Normalformen?
- Zusatz: Geben Sie eine Funktion  $c : \rightarrow \text{an}$ , für die gilt:  $\forall n \in \mathbb{N} : \forall t, t' \in \text{Term}(\Sigma_d) : |t| \leq n \wedge t \rightarrow_{R_d}^* t' \Rightarrow |t'| \leq c(n)$ .

## 2. Simulation von Wort-Ersetzung durch Term-Ersetzung.

Abkürzung für mehrfache Anwendung eines einstelligen Symbols:  $A(A(A(A(x)))) = A^4(x)$

- für  $\{A(B(x)) \rightarrow B(A(x))\}$   
über Signatur  $\{A/1, B/1, E/0\}$ :  
bestimme Normalform von  $A^k(B^k(E))$   
für  $k = 1, 2, 3$ , allgemein.
- für  $\{A(B(x)) \rightarrow B(B(A(x)))\}$   
über Signatur  $\{A/1, B/1, E/0\}$ :  
bestimme Normalform von  $A^k(B(E))$   
für  $k = 1, 2, 3$ , allgemein.

## 3. für die Signatur $\{A/2, D/0\}$ :

- definiere Terme  $t_0 = D, t_{i+1} = A(t_i, D)$ .  
Zeichne  $t_3$ . Bestimme  $|t_i|, \text{depth}(t_i)$ .
- für  $S = \{A(A(D, x), y) \rightarrow A(x, A(x, y))\}$   
bestimme  $S$ -Normalform(en), soweit existieren, der Terme  $t_0, t_1, \dots, t_4$ .  
Geben Sie für  $t_2$  die ersten Ersetzungs-Schritte explizit an.
- Normalform von  $t_i$  allgemein.

## 4. Für die Deklarationen

```
-- data Bool = False | True      (aus Prelude)
data S = A Bool | B | C S S
```

entscheide/bestimme für jeden der folgenden Ausdrücke:

- syntaktisch korrekt?
- Resultat-Typ (statische Semantik)
- Resultat-Wert (dynamische Semantik)
- Menge der Muster ist: disjunkt? vollständig?

```
1. case False of { True -> B }
2. case False of { B -> True }
```

3. `case C B B of { A x -> x }`
4. `case A True of { A x -> False }`
  
5. `case A True of { A x -> False ; True -> False }`
6. `case True of { False -> A ; True -> A False }`
7. `case True of { False -> B ; False -> A False }`
8. `case B of { C x y -> False; A x -> x; B -> True }`

weitere Beispiele selbst herstellen und dann in der Übung die anderen Teilnehmer fragen.

5. für selbst definierte Wahrheitswerte: deklarieren, implementieren und testen Sie:

- die zweistellige Antivalenz,
- die Implikation,
- die dreistellige Majoritätsfunktion.

```
import qualified Prelude
data Bool = False | True deriving Prelude.Show
not :: ...
xor :: ...
...
```

Definieren Sie die Majorität auf verschiedene Weisen

- mit *einer* Gleichung (evtl. mit `case`, evtl. geschachtelt)
- *ohne* `case` (evtl. mehrere Gleichungen)
- mit einer Gleichung ohne Fallunterscheidung, mittels anderer (selbst definierter) Funktionen

6. für binäre Bäume ohne Schlüssel

```
data Tree = Leaf | Branch Tree Tree
```

deklarieren, implementieren und testen Sie ein einstelliges Prädikat über solchen Bäumen, das genau dann wahr ist, wenn das Argument eine ungerade Anzahl von Blättern enthält.

Diese Anzahl *nicht* ausrechnen, sondern direkt den Wahrheitswert!

## Aufgaben autotool

1. gesucht ist für das System

```
TRS { variables = [ x, y, z ]
    , rules =
      [ f ( f ( x, y ), z ) -> f ( x, f ( y, z ) )
        , f ( x, f ( y, z ) ) -> f ( f ( x, y ), z )
      ]
    }
```

eine Folge von Schritten

von  $f ( a, f ( f ( b, f ( c, d ) ), e ) )$

nach  $f ( f ( a, f ( b, c ) ), f ( d, e ) )$

Lösungs-Ansatz:

```
( f ( a, f ( f ( b, f ( c, d ) ), e ) )
, [ Step { rule_number = 1 , position = [ ]
    , substitution = listToFM
      [ (x, a), (z, e), (y, f (b, f (c, d))) ]
    }
] )
```

## 5 Beweise

### Motivation

- Programmierer (Software-Ingenieur) muß beweisen, daß Programm (Softwareprodukt) die Spezifikation erfüllt  
vgl. (Maschinen)Bau-Ingenieur: Brücke, Flugzeug
- vgl. Dijkstra (EWD 1305) zum Verhältnis von *Programmieren* (Wagen) und *Beweisen* (Pferd)
- für funktionale Programmierung: direkte Entsprechung zw. Konstruktion/Ausführung von Programm und Beweis:
  - Auswertungs-Schritte: Gleichungskette
  - Verzweigung (case): Fallunterscheidung
  - strukturelle Rekursion: vollständige Induktion

## Formale Beweise

- verschiedene Formen des Beweises:
  - Beweis durch *hand waving*, durch Autorität
  - formaler Beweis (handschriftlich,  $\text{\LaTeX}$ )
  - formaler Beweis *mit maschineller Prüfung*
- statische Programm-Eigenschaften:
  - als Typ-Aussagen formuliert (Bsp: `f x :: Bool`)
  - und durch Compiler bewiesen
- für Eigenschaften, die sich (in Haskell) nicht als Typ formulieren lassen (Bsp: `f x == True`), Benutzung anderer Notation und Werkzeuge.  
wir verwenden CYP (Noschinski et al.)
- ausdrucksstärkere Programmiersprachen ist z.B. Agda

## CYP: Gleichungsketten

- ```
data Bool = False | True

not :: Bool -> Bool
not False = True
not True  = False

Lemma nnf: not (not False) .=. False
Proof by rewriting not (not False)
  (by def not) .=. not True
  (by def not) .=. False
QED
```
- vgl. Definition/Autotool-Aufgabe Term-Ersetzung

## CYP: Fallunterscheidung

- ```
Lemma nnx: forall x::Bool : not (not x) .=. x
Proof by case analysis on x :: Bool
Case False
```

```

    Assume XF : x .=. False
    Then Proof by rewriting not (not x)
      (by XF) .=. not (not False)
      ...
    QED
  ...
QED

```

- vollständige Menge der Muster in der Fallunterscheidung
- Notation ... für Lücken auch in Autotool-Aufgaben

### **Peano-Zahlen**

- Axiome von G. Peano:  $0 \in, \forall x : x \in \Rightarrow (1 + x) \in$
- realisiert als algebraischer Datentyp

```

data N = Z      -- Null, Zero
       | S N    -- Nachfolger, Successor

```

Zahl  $n \in$  dargestellt als  $S^n(Z)$ , Bsp:  $2 = S(S(Z))$

- Ableitung der Implementierung der Addition

```

plus :: N -> N -> N
plus x y = case x of Z -> y ; S x' -> ...

```

benutze Assoziativität  $x + y = (1 + x') + y = \dots$

### **Spezifikation und Test**

Bsp: Addition von Peano-Zahlen

- Spezifikation:
  - Typ: `plus :: N -> N -> N`
  - Axiome (Bsp): `plus` ist kommutativ
- Test der Korrektheit durch

- Aufzählen einzelner Testfälle

```
plus (S (S Z)) (S Z) == plus (S Z) (S (S Z))
```

- Notieren von Eigenschaften (*properties*)

```
plus_comm :: N -> N -> Bool
plus_comm x y = plus x y == plus y x
```

und automatische typgesteuerte Testdatenerzeugung

```
Test.LeanCheck.checkFor 10000 plus_comm
```

## Spezifikation und Verifikation

Beweis für: Addition von Peano-Zahlen ist assoziativ

- zu zeigen ist  $\text{plus } a \ (\text{plus } b \ c) == \text{plus } (\text{plus } a \ b) \ c$
- Beweismethode: Induktion (nach  $a$ )  
und Umformen mit Gleichungen (äquiv. zu Implement.)

```
plus Z      y = y
plus (S x') y = S (plus x' y)
```

- Anfang:  $\text{plus } Z \ (\text{plus } b \ c) == \dots$
- Schritt:  $\text{plus } (S \ a') \ (\text{plus } b \ c) ==$   
 $== S \ (\text{plus } a' \ (\text{plus } b \ c)) == \dots$

## Bezeichnungen in Beweisen durch Induktion

- Es ist  $\forall t \in \text{Term}(\Sigma) : P(t)$  zu zeigen  
 $P$  gilt für alle Terme der Signatur  $\Sigma$ .
- Beweis durch strukturelle Induktion
  - (IA) Induktions-Anfang:  
wir zeigen  $P(t)$  für alle Terme  $t = f()$ , d.h., Blätter
  - (IS) Induktions-Schritt  
wir zeigen  $P(t)$  für alle Terme  $t = f(t_1, \dots, t_n)$  mit  $n \geq 1$ ,  
d.h., innere Knoten

- \* (IV) Induktions-Voraussetzung:  
 $P(t_1) \wedge \dots \wedge P(t_n)$ , d.h.,  $P$  gilt für alle Kinder von  $t$
- \* (IB) Induktions-Behauptung:  $P(t)$   
gezeigt wird die Implikation  $IV \Rightarrow IB$ .

## CYP: Induktion

- Lemma plus\_assoc : forall a :: N, b :: N, c :: N :  
plus a (plus b c) .=. plus (plus a b) c  
Proof by induction on a :: N  
Case Z  
Show : plus Z (plus b c) .=. plus (plus Z b) c  
Proof ... QED  
Case S a'  
Fix a' :: N  
Assume IV :  
plus a' (plus b c) .=. plus (plus a' b) c  
Then Show :  
plus (S a') (plus b c) .=. plus (plus (S a') b) c  
Proof ... QED  
QED

- ausführliche Notation erforderlich — das ist Absicht

## Bsp. Programm-Konstruktion/Induktion

- gegeben: Peano-Zahlen und Binärzahlen:

```
data B = Zero | Even B | Odd B
value :: B -> N
value Zero = Z
value (Even x) = doubleN (value x)
value (Odd x) = S (doubleN (value x))
```

- gesucht: Nachfolgerfunktion für Binärzahlen

```
succB :: B -> B -- Implementierung ist zu ergänzen
Lemma :
forall b :: B : value (succB b) .=. S (value b)
```

- Renz, Schwarz, Waldmann: *Check your Students' Proofs—with Holes*, WFLP 2020,  
<https://arxiv.org/abs/2009.01326>

## Induktion mit Generalisierung

- Bsp: im Induktionsschritt für Beweis von

```
forall x::N, y::N : plus' x y .=. plus x y
```

lautet die Ind.-Voraus.  $\text{plus}' x' y \text{ .=. plus } x' y$

- Beweis der Ind.-Behauptung benötigt Umformung von  $\text{plus}' x' (S y)$ . Das erfordert

```
Proof by induction on x:: N generalizing y::N
```

- ohne generalizing:  $\forall y : (\forall x : P(x, y))$ ,  
d.h., für jedes außen fixierte  $y$  eine Induktion nach  $x$   
(I.V. muß mit genau diesem  $y$  benutzt werden)
- mit generalizing  $y$ :  $\forall x : (\forall y : P(x, y))$ ,  
d.h., für jedes  $x$  wird die Behauptung für alle  $y$  gezeigt.  
(I.V. kann mit beliebiger Belegung von  $y$  benutzt werden)

## Induktion über Bäume (IA)

- gegeben sind:

```
data Tree = Leaf | Branch Tree Tree
leaves :: Tree -> N
leaves Leaf = S Z
leaves (Branch l r) = plus (leaves l) (leaves r)
```

- gesucht ist:  $g :: \text{Tree} \rightarrow \text{Bool}$  mit

```
Lemma : even (leaves t) .=. g t
Proof by induction on t :: Tree
Case Leaf
  Show : even (leaves Leaf) .=. g Leaf
  Proof by rewriting ... QED
...
QED
```

## Induktion über Bäume (IS)

- Case Branch l r  
Fix l :: Tree, r :: Tree  
Assume  
IH1: g l .=. even (leaves l)  
IH2: g r .=. even (leaves r)  
Then Show :  
g (Branch l r) .=. even (leaves (Branch l r))  
Proof by rewriting  
...  
QED
- zwei Teile der Induktionsvoraussetzung (IH1, IH2)

## Multiplikation von Peano-Zahlen

- times :: N -> N -> N  
times x y = case x of  
Z -> \_ ; S x' -> \_  
vervollständigen durch Umformen der Spezifikation,  
Bsp.  $(1 + x') \cdot y = y + x' \cdot y$
- Eigenschaften formulieren, testen (leancheck),  
beweisen (auf Papier, mit CYP)
  - Multiplikation mit 0, mit 1,
  - Distributivität (mit Plus), Assoziativität, Kommutativität
- ähnliche für Potenzierung

## Minimum

- vollständige Spezifikation:

```
forall x :: N, y :: N : min (plus x y) y = y  
forall x :: N, y :: N : min x (plus x y) = x
```

*vollständig* bedeutet: es gibt nur eine Funktion, die die Spezifikation erfüllt

- Definition durch vollständige Fallunterscheidung

$$\begin{aligned} \min Z Z = \_ ; \min Z (S y) = \_ ; \min (S x) Z = \_ \\ \min (S x) (S y) = S (\min x y) \end{aligned}$$

- Ü: Beweis, daß diese Imp. die Spez. erfüllt
- Ü: desgleichen für Maximum

## Subtraktion

- minus :: N -> N -> N  
modifizierte Subtraktion, Bsp:  $5 \ominus 3 = 2, 3 \ominus 5 = 0$

- Spezifikation: eigentlich  $a \ominus b = \max(a - b, 0)$ ,  
vollst. Spez. ohne Verwendung von Hilfsfunktionen:

- $\forall a, b \in: (a + b) \ominus b = a$
- $\forall a, b \in: a \ominus (a + b) = 0$

- Implementierung (Muster disjunkt? vollständig?)

$$\begin{aligned} \text{minus } Z b = \_ ; \text{minus } a Z = \_ \\ \text{minus } (S a') (S b') = \_ \end{aligned}$$

## Hausaufgaben

SS 24: Aufgaben 2, 4 von hier sowie Aufgabe 4 aus Abschnitt *Daten* ( $\forall \Sigma : \forall t \in \text{Term}(\Sigma) : \text{height}(t) \leq |t| - 1$ )

### 1. Für die Funktion

$$\begin{aligned} f :: N \rightarrow N \\ f Z = Z ; f (S x) = S (S (f x)) \end{aligned}$$

beweisen Sie (erst auf Papier, dann mit CYP)

$$f (\text{plus } x y) = \text{plus } (f x) (f y)$$

durch Induktion nach  $x$ .

Papier: Verwenden Sie die angegebenen Bezeichnungen für die Beweis-Schritte, geben Sie IA, IV, IB explizit an.

2. Die übliche Peano-Addition ist

$\text{plus } Z \ y = y ; \text{ plus } (S \ x) \ y = S \ (\text{plus } x \ y)$

Eine andere Implementierung der Addition (vgl. früher angegebenes Termersetzungssystem) ist

$\text{plus}' \ Z \ y = y ; \text{ plus}' \ (S \ x) \ y = \text{plus}' \ x \ (S \ y)$

Beweisen Sie mit Cyp

$\text{forall } x :: N, y :: N : \text{plus}' \ x \ y \ . = . \ \text{plus } x \ y$

Beweisen Sie dazu als Hilfssatz

$\text{forall } x :: N, y :: N : \text{plus } x \ (S \ y) \ . = . \ \text{plus } (S \ x) \ y$

In dieser Induktion nach  $x$  müssen Sie das andere Argument  $y$  generalisieren, da es zwischen Induktionsvoraussetzung und Induktionsbehauptung unterschiedlich ist.

3. Implementieren Sie Peano-Multiplikation und -Potenz.

Formulieren, testen (leancheck) und beweisen (Papier, CYP) Sie einige Eigenschaften.

CYP: formulieren Sie ggf. Hilfssätze als Axiome, d.h., ohne Beweis—aber mit Tests.

4. Für zweistelliges min (siehe Folie) und max auf :

- (a) Geben Sie eine äquivalente vollständige Spezifikation an, die keine Fallunterscheidung benutzt, sondern nur Addition.
- (b) Implementieren Sie min und max nur durch Addition und Subtraktion ( $\ominus$ ).
- (c) testen (optional: und beweisen) Sie, daß Ihre Implementierung die Spezifikation erfüllt
- (d) Implementieren Sie nur mit min und max:

- den Median von drei Argumenten
- (optional) den Median von fünf Argumenten

Geben Sie Tests an (optional: Beweis)

5. für das TRS  $R = \{A(A(D, x), y) \rightarrow A(x, A(x, y))\}$  über der Signatur  $\Sigma = \{D/0, A/2\}$ , vgl. frühere Aufgabe,

- die Menge (Folge) aller  $R$ -Normalformen ist  $N_0 = D, N_1 = A(D, N_0), \dots, N_{k+1} = A(D, N_k), \dots$   
warum gibt es keine anderen  $R$ -Normalformen?
- Die  $R$ -Normalform von  $A(N_l, N_r)$  ist  $N_k$  mit  $k = 2^l + r$ .
  - Geben Sie Beispiele an (auf Papier oder maschinell)
  - beweisen Sie durch vollständige Induktion nach  $l$ .  
(Auf Papier, aber mit korrekten Bezeichnungen.)
  - welches sind die Terme (z.B.: der Größe 11) mit größter Normalform?

### Aufgabe Autotool (Beispiel)

```

a :: T -> T
b :: T -> T
axiom E : forall x :: T : a(b(a(x))) .=. x
Lemma :
  forall x :: T : a(b(b(b(a(a(x)))))) .=. b(b(a(x)))
Proof by rewriting      a(b(b(b(a(a(x))))))
  (by E) .=. _
  (by E) .=. _
  ...
  .=. b(b(a(x)))

```

QED

Das ist ein Modell für schnittstellen-orientierte Programmierung. Der abstrakte Datentyp  $T$  besteht aus Signatur  $\{a/1, b/1\}$  und Axiom  $E$ , es ist nichts bekannt über tatsächliche Implementierung.

## 6 Polymorphie

### Definition, Motivation

- Beispiel: binäre Bäume mit Schlüssel vom Typ  $e$

```
data Tree e = Leaf
            | Branch (Tree e) e (Tree e)
Branch Leaf True Leaf :: Tree Bool
Branch Leaf (S Z) Leaf :: Tree N
```

- Definition:  
ein polymorpher Datentyp ist ein *Typkonstruktor* (= eine Funktion, die Typen auf einen Typ abbildet)
- unterscheide: *Tree* ist der Typkonstruktor, *Branch* ist ein Datenkonstruktor

### Beispiele f. Typkonstruktoren (I)

- Kreuzprodukt: `data Pair a b = Pair a b`
- disjunkte Vereinigung:  
`data Either a b = Left a | Right b`  
`data Maybe a = Nothing | Just a`
- Haskell-Notation für Produkte: `(Z, True) :: (N, Bool)`
  - das Komma `(,)` = Name des Typ-Konstruktors = Name des Daten-Konstruktors
  - ist gefährlich (wg. Verwechslung), aber nützlich und empfohlen, *falls* der Typ genau einen Konstruktor hat
  - Komma-Notation für Produkte mit 0, 2, 3, ... Kompon.
  - 0 Komponenten = die Einermenge: `data () = ()`  
(englische Bezeichnung: the *unit* type)

### Beispiele f. Typkonstruktoren (II)

- binäre Bäume (Schlüssel in der Verzweigungsknoten)

```
data Bin a = Leaf
            | Branch (Bin a) a (Bin a)
```

- einfach (vorwärts) verkettete Listen

```
data List a = Nil
            | Cons a (List a)
```

- Bäume mit Knoten beliebiger Stelligkeit, Schlüssel in jedem Knoten

```
data Tree a = Node a (List (Tree a))
```

## Anwendung von Maybe

- `data Maybe a = Nothing | Just a`  
Nothing drückt das Fehlen eines Wertes aus, Just x sein Vorhandensein
- `head :: List a -> Maybe a`  
`head Nil = Nothing; head (Cons x xs) = Just x`
- andere Ausdrucksmöglichkeiten (in anderen Sprachen)
  - falscher Typ und Ausnahme (Exception)  
`head :: List a -> a; head Nil = error "huh"; ...`
  - Maybe T als Zeiger-auf-T, oder auf nichts  
der *billion dollar mistake*, Algol W, Tony Hoare 1965,
  - Optional<T>, “may or may not contain a value” <https://docs.oracle.com/en/java/javase/21/docs/api/java.base/java/util/Optional.html>

## Polymorphe Funktionen

- Beispiele:
  - Spiegelbild einer Liste:  
`reverse :: forall e . List e -> List e`
  - Verkettung von Listen mit gleichem Elementtyp:  
`append :: forall e . List e -> List e  
          -> List e`
  - Knotenreihenfolge eines Binärbaumes:  
`preorder :: forall e . Bin e -> List e`

- Def: der Typ einer polymorphen Funktion beginnt mit All-Quantoren für Typvariablen.
- Bsp: Datenkonstruktoren polymorpher Typen.

### Bezeichnungen f. Polymorphie

```
data List e = Nil | Cons e (List e)
```

- `List` ist ein *Typkonstruktor*
- `List e` ist ein *polymorpher Typ*  
(ein Typ-Ausdruck mit *Typ-Variablen*)
- `List Bool` ist ein *monomorpher Typ*  
(entsteht durch *Instantiierung*: Substitution der Typ-Variablen durch Typen)
- polymorphe Funktion: `reverse :: forall e . List e -> List e`  
monomorphe Funktion: `xor :: List Bool -> Bool`  
polymorphe Konstante: `Nil :: forall e. List e`

### Operationen auf Listen (I)

```
data List a = Nil | Cons a (List a)
```

- `append xs ys = case xs of`  
`Nil -> _`  
`Cons x xs' -> _`
- Ü: formuliere, teste und beweise: `append` ist assoziativ.
- `reverse xs = case xs of`  
`Nil -> _`  
`Cons x xs' -> _`
- Ü: beweise:

```
forall xs ys : reverse (append xs ys)
  == append (reverse ys) (reverse xs)
```

## Von der Spezifikation zur Implementierung

- Bsp: homogene Listen data List a = Nil | Cons a (List a)

Aufgabe: implementiere `maximum :: List N -> N`

Spezifikation:

```
maximum (Cons x1 Nil) = x1
maximum (append xs ys) = max (maximum xs) (maximum ys)
```

- - substituiere `xs = Nil`, erhalte

```
maximum (append Nil ys) = maximum ys
= max (maximum Nil) (maximum ys)
```

d.h. `maximum Nil` sollte das neutrale Element für `max` (auf natürlichen Zahlen) sein, also 0 (geschrieben `Z`).

- - substituiere `xs = Cons x1 Nil`, erhalte

```
maximum (append (Cons x1 Nil) ys)
= maximum (Cons x1 ys)
= max (maximum (Cons x1 Nil)) (maximum ys)
= max x1 (maximum ys)
```

Damit kann der aus dem Typ abgeleitete Quelltext

```
maximum :: List N -> N
maximum xs = case xs of
  Nil          -> _
  Cons x xs'  -> _
```

ergänzt werden.

Vorsicht: für `min`, `minimum` funktioniert das nicht so, denn `min` hat für `N` kein neutrales Element.

## Operationen auf Listen (II)

- Die vorige Implementierung von `reverse` ist (für einfach verkettete Listen) nicht effizient (sondern quadratisch, vgl.

<https://accidentallyquadratic.tumblr.com/>)

- Besser ist Verwendung einer Hilfsfunktion

```
reverse xs = rev_app xs Nil
```

mit Spezifikation

```
rev_app xs ys = append (reverse xs) ys
```

- noch besser ist es, *keine* Listen zu verwenden <https://arxiv.org/abs/1808.08329> (WFLP 2018)

## Operationen auf Bäumen

```
data List e = Nil | Cons e (List e)
data Bin e = Leaf | Branch (Bin e) e (Bin e)
```

### Knotenreihenfolgen

- `preorder :: forall e . Bin e -> List e`  
`preorder t = case t of ...`
- entsprechend `inorder`, `postorder`
- und Rekonstruktionsaufgaben

Adressierung von Knoten (`False` = links, `True` = rechts)

- `get :: Bin e -> List Bool -> Maybe e`
- `positions :: Bin e -> List (List Bool)`

## Statische Typisierung und Polymorphie

- Def: dynamische Typisierung:
  - die Daten (zur Laufzeit des Programms, im Hauptspeicher) haben einen Typ
- Def: statische Typisierung:
  - Bezeichner, Ausdrücke (im Quelltext) haben einen Typ, dieser wird zur Übersetzungszeit (d.h., ohne Programmausführung) bestimmt, so daß:

- für *jede* Ausführung des Programms gilt:  
der statische Typ eines Ausdrucks ist gleich dem dynamischen Typ seines Wertes
- der dynamische Typ muß deswegen zur Laufzeit nicht repräsentiert werden (das spart Platz und Zeit)

### Bsp. für Programm ohne statischen Typ

- Javascript

```
function f (x) {
  if (x > 0) {
    return function () { return 42; }
  } else { return "foobar"; } }
```

Dann: Auswertung von `f(1)()` ergibt 42,  
Auswertung von `f(0)()` ergibt Laufzeit-Typfehler.

- im entsprechenden Haskell-Programm ist bereits die Definition von `f` statisch falsch

```
f x = case x > 0 of
  True  -> \ () -> 42
  False -> "foobar"
```

### Nutzen der stat. Typisierung und Polymorphie

- Nutzen der statischen Typisierung:
  - beim Programmieren: Entwurfsfehler werden zu Typfehlern, diese werden zur Entwurfszeit automatisch erkannt  $\Rightarrow$  früher erkannte Fehler lassen sich leichter beheben
  - beim Ausführen: keine Laufzeit-Typfehler  $\Rightarrow$  keine Typprüfung zur Laufzeit nötig, effiziente Ausführung
- Nutzen der Polymorphie:
  - Flexibilität, nachnutzbarer Code, z.B. Anwender einer Collection-Bibliothek legt Element-Typ fest (Entwickler der Bibliothek kennt den Element-Typ nicht)
  - gleichzeitig bleibt statische Typsicherheit erhalten

## Konstruktion von Objekten eines Typs

Aufgabe (Bsp): `x :: Either (Maybe ()) (Pair Bool ())`

Lösung (Bsp):

- der Typ `Either a b` hat **Konstruktoren** `Left a | Right b`.  
Die Substitution für die Typvariablen ist `a = Maybe ()`, `b = Pair Bool ()`.  
Wähle Konstruktor `Right b`.  
`x = Right y` mit `y :: Pair Bool ()`
- der Typ `Pair a b` hat **Konstruktor** `Pair a b`.  
die Substitution für diese Typvariablen ist `a = Bool`, `b = ()`.  
`y = Pair p q` mit `p :: Bool`, `q :: ()`
- der Typ `Bool` hat **Konstruktoren** `False | True`, wähle `p = False`. der Typ `()` hat Konstruktor `()`, also `q = ()`

Insgesamt `x = Right y = Right (Pair False ())`

Vorgehen (allgemein)

- bestimme den Typkonstruktor
- bestimme die Substitution für die Typvariablen
- wähle einen Datenkonstruktor
- bestimme Anzahl und Typ seiner Argumente
- wähle Werte für diese Argumente nach diesem Vorgehen.

## Bestimmung des Typs eines Bezeichners

Aufgabe (Bsp.) bestimme Typ von `x` (erstes Arg. von `get`):

```
at :: List N -> Tree a -> Maybe a
at p t = case t of
  Node f ts -> case p of
    Nil -> Just f
    Cons x p' -> case get x ts of
      Nothing -> Nothing
      Just t' -> at p' t'
```

Lösung:

- bestimme das Muster, durch welches  $x$  deklariert wird.  
Lösung: `Cons x p' ->`
- bestimme den Typ diese Musters  
Lösung: ist gleich dem Typ der zugehörigen *Diskriminante*  $p$
- bestimme das Muster, durch das  $p$  deklariert wird  
Lösung: `at p t =`
- bestimme den Typ von  $p$   
Lösung: durch Vergleich mit Typdeklaration von `at` ( $p$  ist das erste Argument)  
`p :: List N, also Cons x p' :: List N, also x :: N.`

Vorgehen zur Typbestimmung eines Namens:

- finde die Deklaration (Muster einer Fallunterscheidung oder einer Funktionsdefinition)
- bestimme den Typ des Musters (Fallunterscheidung: Typ der Diskriminante, Funktion: deklarierter Typ)

## Übung Polymorphie

- Geben Sie alle Elemente dieser Datentypen an:
  - `Maybe ()`
  - `Maybe (Bool, Maybe ())`
  - `Either ((), Bool) (Maybe (Maybe Bool))`
- Operationen auf Listen:
  - `append`, `reverse`, `rev_app`
- Operationen auf Bäumen:
  - `preorder`, `inorder`
  - `get`, `(positions)`

## Hausaufgaben

SS 24: für KW 19: 1, 2, 5; für KW 20 (Zusatz) 3, 6, 7.

1. für die folgenden Datentypen: geben Sie einige Elemente an (ghci), geben Sie die Anzahl aller Elemente an.

(a) `Maybe (Maybe Bool)`

(b) `Either (Bool, ()) (Maybe ())`

(c) `Foo (Maybe (Foo Bool))` mit `data Foo a = C a | D`

stellen Sie (dann in der Übung) ähnliche Aufgaben

geben Sie ein möglichst kleines Programm an, das nur aus data-Deklarationen besteht, und das einen Typ mit 100 (Zusatz: 1000) Elementen definiert.

Diskussion: vergleiche frühere Aufgabe. Ein solcher Typ ist

```
Maybe (Maybe (Maybe .... (Maybe ()) .. ))
```

mit insgesamt nur drei Konstruktoren (`Nothing`, `Just`, `()`).

Also sollte man zur gerechten Messung der Programmgröße die Anzahl der Konstruktoren und die Größe der Typ-Ausdrücke addieren.

2. Implementieren Sie die Post-Order Durchquerung von Binärbäumen.

(Zusatz: Level-Order. Das ist schwieriger.)

Verwenden Sie nur die in der VL definierten Typen (`data List a = ...`, nicht `Prelude.[]`)

und Programmbausteine (`case _ of`)

Geben Sie einen Algorithmus zur Lösung der Rekonstruktions-Aufgabe (`preorder`, `postorder`) an.

3. Beweisen Sie (auf Papier, Zusatz: mit Cyp)

```
forall xs . reverse (reverse xs) == xs
```

Verwenden Sie ggf.

```
rev (app xs ys) = app (rev ys) (rev xs)
```

oder andere Hilfssätze ohne Beweis (aber mit Beispielen und Tests)

4. (zu voriger Woche, Typ ist nicht polymorph)

Definitionen ergänzen; Eigenschaften testen (Einzelfälle, Leancheck), beweisen (Papier oder Cyp)

```
data Tree = Leaf | Branch Tree Tree
size :: Tree -> N
leaves :: Tree -> N
branches :: Tree -> N
odd :: N -> Bool
Lemma :
  size t .=. plus (leaves t) (branches t)
Lemma : odd (size t)
```

Folien *Induktion über Bäume* benutzen.

5. zum Typ `Optional<T>` aus JDK (im Vergleich zu `Maybe t` aus Haskell)

- mit `jshell (23-ea)` im Pool vorführen:  
mit `of` ein Objekt konstruieren, darauf `isPresent` anwenden
- geben Sie den Typ von `isPresent` in Haskell an, Hinweis: `:: Maybe t -> _`,  
benutzen Sie <https://hoogle.haskell.org/> zur Suche nach Funktionen mit diesem Typ (geben Sie den Typ der Funktion ein, nicht den (vermuteten) Namen)  
Rufen Sie solche Funktionen auf (ggf. das passende Modul importieren. Keine neuen Bibliotheken installieren, `base` genügt)
- geben Sie den Haskell-Typ von `orElse` (aus JDK) an. Implementieren Sie diese Funktion in Haskell.

6. für diese Deklarationen (die Konstruktor-Namen sind abgekürzt, `P(air)`, `L(eaf)`, `B(ranch)`, damit man in Beispielen nicht so viel tippen muß)

```
data Pair a b = P a b
data Tree k = L k | B (Tree (Pair k k))
```

ergänzen Sie den Ausdruck `B (B (L _)) :: Tree Bool`

Welche Form haben die Elemente von `Tree k` allgemein? Geben Sie weitere Beispiel an.

Bemerkung: Dieser Typkonstruktor `Tree` heißt *nicht regulär*, denn er ist rekursiv und bei Rekursion wird das Typ-Argument geändert. Zum Vergleich: `data List t = Nil | Cons t List t` ist regulär, denn das Argument von `List` bleibt `t`.

## 7. Darstellung von Zahlen als binäre Bäume:

```
import Numeric.Natural
data T = Z | F T T
value :: T -> Natural
value Z = 0
value (F x y) = 2 ^ value x + value y
-- Beispiel:
value (F (F (F Z Z) (F Z Z)) (F Z Z)) = 9
```

- geben Sie Terme mit Werten 0, 1, 2, 3, 4, 14, 144 an (falls möglich, jeweils mehrere)
- begründen Sie, daß jede natürliche Zahl durch `T` darstellbar ist
- ein Baum `t :: T` heißt *vernünftig*, wenn `t == Z` oder `t = F x y` und  $2^{\text{value } x} > \text{value } y$  und `x` und `y` beide vernünftig sind.

begründen Sie, daß jede natürliche Zahl genau eine vernünftige Darstellung besitzt.

- Implementieren Sie für vernünftige Bäume:

Vergleiche (`eq :: T -> T -> Bool`, `gt :: T -> T -> Bool`), Nachfolger (`s :: T -> T`), Addition (`p :: T -> T -> T`)

Hinweis: mit `gen :: Natural -> T` (als Umkehrfunktion von `value`) geht das so: `p x y = gen (value x + value y)`. Gesucht sind Lösungen *ohne* Umweg über `Natural`.

Ansatz: Klar ist `s Z = F Z Z`. Wann ist `s (F x y) = F x (s y)` falsch? Wie kann man das 1. feststellen, 2. reparieren?

## 7 Lambda-Kalkül: Syntax und dynamische Semantik (Auswertung)

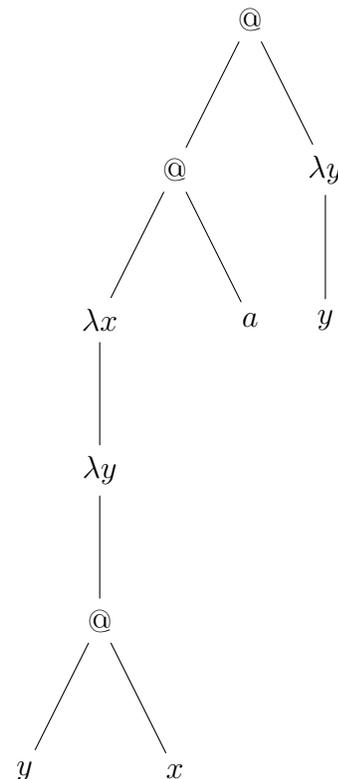
### Funktionen als Daten

- bisher: Fkt. definiert d. Gleichg. `dbl x = plus x x`
- jetzt: durch Lambda-Term `dbl = \ x -> plus x x`  
 $\lambda$ -Terme: mit lokalen Namen (hier:  $x$ )
- Funktionsanwendung:  $(\lambda x.B)A \rightarrow B[x := A]$   
 freie Vorkommen von  $x$  in  $B$  werden durch  $A$  ersetzt
- Funktionen sind Daten (Bsp: `Cons dbl Nil`)
- $\lambda$ -Kalkül: Alonzo Church 1936, Henk Barendregt: *The Impact of the Lambda Calculus in Logic and Computer Science*, Bull. Symbolic Logic, 1997. <https://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/summary?doi=10.1.1.25.9348>

## Der Lambda-Kalkül

- ist ein Berechnungsmodell, vgl.: Termersetzungssystem, Turingmaschine, Goto-Programme, While-Programme
- *Syntax*: die Menge der Lambda-Terme  $\Lambda$ :

- jede Variable ist ein Term:  $v \in V \Rightarrow v \in \Lambda$
- Funktionsanwendung (Applikation):  
 $F \in \Lambda, A \in \Lambda \Rightarrow @(F, A) \in \Lambda$   
 abstrakte Syntax: 2-stell. Operator @,  
 konkrete Syntax: Leerzeichen (!)
- Funktionsdefinition (Abstraktion):  
 $v \in V, B \in \Lambda \Rightarrow (\lambda v.B) \in \Lambda$



- *Semantik*: Relation  $\rightarrow_\beta$  auf  $\Lambda$   
 (vgl.  $\rightarrow_R$  für Termersetzungssystem  $R$ )

## Freie und gebundene Variablen(vorkommen)

- Das Vorkommen von  $v \in V$  an Position  $p$  in Term  $t$  heißt *frei*, wenn „darüber kein  $\lambda v \dots$  steht“
- Def.  $\text{fvar}(t)$  = Menge der in  $t$  frei vorkommenden Variablen (definiere durch strukturelle Induktion)
- Eine Variable  $x$  heißt in  $A$  *gebunden*, falls  $A$  einen Teilausdruck  $\lambda x.B$  enthält.
- Def.  $\text{bvar}(t)$  = Menge der in  $t$  gebundenen Variablen
- Bsp:  $\text{fvar}(x(\lambda x.\lambda y.x)) = \{x\}$ ,  $\text{bvar}(x(\lambda x.\lambda y.x)) = \{x, y\}$ ,

### Semantik des Lambda-Kalküls: Reduktion $\rightarrow_\beta$

Relation  $\rightarrow_\beta$  auf  $\Lambda$  (ein Reduktionsschritt)

Es gilt  $t \rightarrow_\beta t'$ , falls

- $\exists p \in \text{Pos}(t)$ , so daß
- $t[p] = (\lambda x.B)A$  mit  $\text{bvar}(B) \cap \text{fvar}(A) = \emptyset$
- $t' = t[p := B[x := A]]$   
dabei bezeichnet  $B[x := A]$  ein Kopie von  $B$ , bei der jedes freie Vorkommen von  $x$  durch  $A$  ersetzt ist

Ein (Teil-)Ausdruck der Form  $(\lambda x.B)A$  heißt *Redex*. (Dort kann weitergerechnet werden.)

Ein Term ohne Redex heißt *Normalform*. (Normalformen sind Resultate von Rechnungen.)

### Umbenennung von lokalen Variablen

- ```
int x = 3;
int f(int y) { return x + y; }
int g(int x) { return (x + f(8)); } // g(4) => 15
```
- Darf  $f(8)$  ersetzt werden durch  $f[y := 8]$ ? - Nein:

```
int x = 3;
int g(int x) { return (x + (x+8)); } // g(4) => 16
```

Das freie  $x$  in  $(x + y)$  wird fälschlich gebunden.

- Lösung: lokal umbenennen

```
int g(int z) { return (z + f(8)); }
```

dann ist Ersetzung erlaubt

```
int x = 3;
int g(int z) { return (z + (x+8)); } // g(4) => 15
```

### Falsches Binden lokaler Variablen

- dieser Ausdruck hat den Wert 15:

$$(\lambda x \rightarrow ((\lambda f \rightarrow \lambda x \rightarrow x + f\ 8) (\lambda y \rightarrow x + y))\ 4)\ 3$$

- Redex  $(\lambda f.B)A$  mit  $B = \lambda x.x + f8$  und  $A = \lambda y.x + y$ :
- dort keine  $\rightarrow_\beta$ -Reduktion,  $\text{bvar}(B) \cap \text{fvar}(A) = \{x\} \neq \emptyset$ .
- falls wir die Nebenbedingung ignorieren, erhalten wir

$$(\lambda x \rightarrow ((\lambda x \rightarrow x + (\lambda y \rightarrow x + y)\ 8)\ 4))\ 3$$

mit Wert 16.

- dieses Beispiel zeigt, daß die Nebenbedingung semantische Fehler verhindert

### Semantik ...: gebundene Umbenennung $\rightarrow_\alpha$

- falls wir einen Redex  $(\lambda x.B)A$  reduzieren möchten, für den  $\text{bvar}(B) \cap \text{fvar}(A) = \emptyset$  nicht gilt,

dann vorher dort die lokale Variable  $x$  umbenennen (hinter dem  $\lambda$  und jedes freie Vorkommen von  $x$  in  $B$ )

- Relation  $\rightarrow_\alpha$  auf  $\Lambda$ , beschreibt *gebundene Umbenennung* einer lokalen Variablen.
- Beispiel  $\lambda x.fxz \rightarrow_\alpha \lambda y.fyz$ .  
( $f$  und  $z$  sind frei, können nicht umbenannt werden)

- Definition  $t \rightarrow_\alpha t'$ :

- $\exists p \in \text{Pos}(t)$ , so daß  $t[p] = (\lambda x.B)$
- $y \notin \text{bvar}(B) \cup \text{fvar}(B)$
- $t' = t[p := \lambda y.B[x := y]]$

## Lambda-Terme: verkürzte Notation

- Applikation ist links-assoziativ, Klammern weglassen:

$$(\dots((FA_1)A_2)\dots A_n) \sim FA_1A_2\dots A_n$$

Beispiel:  $((xz)(yz)) \sim xz(yz)$

Wirkt auch hinter dem Punkt:  $(\lambda x.xx)$  bedeutet  $(\lambda x.(xx))$  — und nicht  $((\lambda x.x)x)$

- geschachtelte Abstraktionen unter ein Lambda schreiben:

$$(\lambda x_1.(\lambda x_2.\dots(\lambda x_n.B)\dots)) \sim \lambda x_1x_2\dots x_n.B$$

Beispiel:  $\lambda x.\lambda y.\lambda z.B \sim \lambda xyz.B$

## Ein- und mehrstellige Funktionen

- eine einstellige Funktion zweiter Ordnung:

$$f = \lambda x \rightarrow (\lambda y \rightarrow (x*x + y*y))$$

Anwendung dieser Funktion:

$$(f\ 3)\ 4 = \dots$$

Kurzschreibweisen (Klammern weglassen):

$$f = \lambda x y \rightarrow x * x + y * y ; f\ 3\ 4$$

- Übung:

$$\text{gegeben } t = \lambda f x \rightarrow f (f x)$$

bestimme  $t\ \text{succ}\ 0, t\ t\ \text{succ}\ 0, t\ t\ t\ \text{succ}\ 0, t\ t\ t\ t\ \text{succ}\ 0, \dots$

## Lambda-Ausdrücke in C#

- Beispiel (Fkt. 1. Ordnung)

```
Func<int,int> f = (int x) => x*x;  
f (7);
```

- Übung (Fkt. 2. Ordnung) — ergänze alle Typen:

```
??? t = (??? g) => (??? x) => g (g (x));  
t (f) (3);
```

- Anwendungen bei Streams, später mehr

```
(new int[]{3,1,4,1,5,9}).Select(x => x * 2);  
(new int[]{3,1,4,1,5,9}).Where(x => x > 3);
```

- Übung: Diskutiere statische/dynamische Semantik von

```
(new int[]{3,1,4,1,5,9}).Select(x => x > 3);  
(new int[]{3,1,4,1,5,9}).Where(x => x * 2);
```

## Lambda-Ausdrücke in Java

- *funktionales* Interface (FI): hat genau eine Methode
- Lambda-Ausdruck („burger arrow“) erzeugt Objekt einer anonymen Klasse, die FI implementiert.

```
interface I { int foo (int x); }  
I f = (x)-> x+1;  
System.out.println (f.foo(8));
```

- vordefinierte FIs:

```
import java.util.function.*;  
Function<Integer,Integer> g = (x)-> x*2;  
System.out.println (g.apply(8));  
Predicate<Integer> p = (x)-> x > 3;  
if (p.test(4)) { System.out.println ("foo"); }
```

## Lambda-Ausdrücke in Javascript

```
$ node
```

```
> let f = function (x){return x+3;}
undefined
```

```
> f(4)
7
```

```
> ((x) => (y) => x+y) (3) (4)
7
```

```
> ((f) => (x) => f(f(x))) ((x) => x+1) (0)
2
```

## Ein AST für Lambda-Terme

- $\Lambda$  (Menge der Terme = abstrakter Syntaxbäume, AST) realisiert als algebraischer Datentyp

```
data Term
  = Var String | App Term Term | Abs String Term
```

- Richtungen (Applikation: zwei Kinder, L (links) und R (rechts), Abstraktion: ein Kind, O (only)), Positionen:

```
data Dir = L | R | O ; type Pos = List Dir
```

### Navigation zu Teilterm:

```
pos :: Term -> List Pos -- alle Positionen
get :: Pos -> Term -> Maybe Term
get Nil t = Just t
get (Cons L p) (App l r) = get _ _
```

### Teilterm-Ersetzung:

```
put :: Pos -> Term -> Term -> Maybe Term
put (Cons L p) t (App l r) =
  case put p t l of Just l' -> Just (App l' r)
```

- Mengen von Variablen:

```
import qualified Data.Set as S
var  :: Term -> S.Set String -- alle Variablen
bvar :: Term -> S.Set String -- alle gebundenen
fvar :: Term -> S.Set String -- alle frei vorkommenden
```

Ansatz:

```
bvar :: Term -> S.Set String
bvar t = case t of
  Var v    -> S.empty ; App l r -> S.union _ _
  Abs v b  -> S.insert v _
```

API-Dokumentation: <https://hackage.haskell.org/package/containers/docs/Data-Set.html>

## Hausaufgaben

SS 24: 6, (3 oder 4 oder 5); Zusatz: 1 (diese), 7 (vorige Woche) (Nachfolger und Plus für Zahlen als Binärbäume)

1. `bvar` und `fvar` implementieren, Testfälle vorführen (aus Skript und weitere)
2. `pos`, `get` und `put` implementieren, Testfälle vorführen.
3. für  $t = \lambda f x. f(fx)$ : AST von *ttSZ* zeichnen,  
Normalform bestimmen: 1. auf Papier, 2. mit `ghci` (dabei *Z* und *S* als Konstrukto-  
ren der Peano-Zahlen)  
3. mit JS (node), dabei  $Z = 0$  und  $S = (x \Rightarrow x + 1)$ .
4. für  $s = \lambda xyz. xz(yz)$  und  $k = \lambda ab.a$ :  
Auswertung von *skk0* in Haskell, in Javascript (node),  
optional: in C# (csharp), Java (jshell), oder anderer Sprache
5. Für  $n \in$  bezeichnet (nur für diese Aufgabe, die eckigen Klammern bedeuten oft  
etwas anderes)  $[n]$  den Lambda-Ausdruck  $\lambda f x. f^n(x)$ ,  
dabei ist  $f^n(x)$  die  $n$ -fach iterierte Anwendung von  $f$  auf  $x$ ,  
also  $[0] = \lambda f x. x$ ,  $[1] = \lambda f x. fx$ ,  $[2] = \lambda f x. f(fx)$ ,  $[3] = \lambda f x. f(f(fx))$  usw.  
die Normalform von  $[2]sz$  ist  $s(sz)$ , das entspricht der Peano-Repräsentation der  
Zahl 2.

- für  $p = \lambda abfx.af(bfx)$ : bestimmen Sie die Normalform von  $p[2][1]sz$
  - bestimmen Sie die Normalform von  $[3][2]sz$
6. zur Folie *Falsches Binden lokaler Variablen* (wurde in VL durch anderes Beispiel ersetzt):
- abstrakte Syntax des Ausdrucks zeichnen (unter der Annahme eines zusätzlichen zweistelligen Symbols für Addition),
  - die Variablen-Bedingung für angegebenen Redex überprüfen,
  - lokale Umbenennung durchführen,
  - dann reduzieren bis Normalform (unter der Annahme einer zusätzlichen arithmetischen Regel für Addition)

## 8 L-K.: statische Semantik (Typisierung)

### Motivation, Plan

- (Mathematik) Funktion  $f : A \rightarrow B$  als Relation zw. Definitionsbereich  $A$  und Wertebereich  $B$
- (Programmiersprache) Typ-Deklaration  $f :: A \rightarrow B$
- (Softwaretechnik) der Typ eines Bezeichners ist seine beste Dokumentation— denn sie wird bei *jeder* Code-Änderung maschinell überprüft.  
andere (schlechtere) Varianten: 1. niemals, 2. nur in Entwurfsphase (bei separater Entwurfssprache)
- funktionale Programmierung (Funktionen als Daten):  
 $A$  und  $B$  können selbst Mengen von Funktionen sein

### Grundlagen zur Typisierung

- – *statische* Typisierung: jeder Bezeichner, jeder Ausdruck (im Quelltext) hat einen Typ
- – *dynamische* Typisierung: jeder Wert (im Hauptspeicher) hat einen Typ
- statische Typisierung verhindert Laufzeit(typ)fehler  
⇒ alle wichtigen Laufzeiteigenschaften sollen als Typ-Aussagen formuliert werden

- flexible (wiederverwendbare) *und* sichere Software durch generische Polymorphie (Typ-Argumente)
- für statische Typisierung unterscheiden wir:
  - *Typ-Deklaration* (der Typ steht sichtbar im Quelltext)
  - *Typ-Inferenz* (der Typ wird vom Compiler bestimmt)
- C#/Java: polym. deklariert, ML/Haskell: polym. inferiert

### Einfache (monomorphe) Typen

- benutzt diese Typisierungsregeln:
  - Abstraktion *erzeugt* Funktions-Typ:  
wenn  $x :: T_1$  und  $B :: T_2$ , dann  $\lambda x.B :: T_1 \rightarrow T_2$
  - Applikation *benutzt* Funktions-Typ:  
wenn  $f :: (T_1 \rightarrow T_2)$  und  $a :: T_1$ , dann  $fa :: T_2$   
das für  $f$  deklarierte  $T_1$  muß genau der Typ von  $a$  sein
- damit kein sicherer wiederverwendbarer Code möglich:  
denn Bibliotheksfunktionen (Bsp.  $f$ ) können anwendungsspezifische Typen (Bsp: von  $a$ ) nicht kennen
- (schlechte) Auswege: keine statische Typisierung
  - für die Bibliothek (z.B. `Object` in Mittelalter-Java)
  - für die Sprache (Bsp: Sprachen mit P (nicht Pascal))  
oder keine anwendungsspez. Typen (sondern `int`)

### Verkürzte Notation für Typen

- Der Typ-Pfeil ist *rechts-assoziativ*:  
 $T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow \dots \rightarrow T_n \rightarrow T$  bedeutet  $(T_1 \rightarrow (T_2 \rightarrow \dots \rightarrow (T_n \rightarrow T) \dots))$
- das paßt zu den Abkürzungen für mehrstellige Funkt.:  
 $\lambda(x :: T_1).\lambda(x :: T_2).(B :: T)$  hat den Typ  $(T_1 \rightarrow (T_2 \rightarrow T))$ ,  
mit o.g. Abkürzung  $T_1 \rightarrow T_2 \rightarrow T$ .
- Beispiel: wir schreiben

```
plus :: N -> N -> N; plus x y = case x of ...
a = plus 2 3
```

es bedeutet

```
plus :: N -> (N -> N); plus = \ x -> (\ y -> case ...  
a = (plus 2) 3
```

## Typ-Abstraktion und -Applikation

- Fkt. mit monomorphem Typ (Bsp):

```
f :: Bool -> N; f x = S Z ; f False  
-- Deklaration, Definition, Anwendung
```

- Fkt. mit polymorphem Typ (Bsp), mit Typ-Abstraktion

```
g :: forall (t :: Type) . t -> t; g x = x
```

- Typ-Applikation: `g @N` ergibt monomorphes `N -> N`

dann (Daten-)Applikation: `(g @N) Z`

- Beispiele: `g @Bool (g @Bool False)`

```
data List a = Nil | Cons a (List a)  
Cons :: forall (a :: Type) . a -> List a -> List a  
Cons @N Z (Nil @N)
```

## Polymorphie: Notation

- `import Data.Kind (Type)`

-- Typ-Abstraktion:

```
g :: forall (t :: Type) . t -> t ; g x = x
```

```
g @N Z -- Typ-Applikation
```

- in Java

```
class C { static <A> A id (A x) {return x;}}  
C.<Integer>id(9); // Integer = der Box-Typ von int
```

- in C#

```
class C { public static A id<A> (A x){return x;}}  
C.id<int> (9)
```

## Polymorphie: Notation: Abkürzungen

- (Haskell) in der Typ-Abstraktion:

Deklaration (Quantor) der Typvariablen weglassen

```
g :: forall (t :: Type) . t -> t ; g x = x
h :: t -> t ; h x = x
```

- (Haskell, Java, C#) unsichtbare Typ-Applikation:

Typ-Argumente werden durch Compiler inferiert

```
g Z ; C.id(9) ; C.id(9)
```

- wie bei jeder Abkürzung: das kann

- nützlich sein
- aber auch irreführend

## Nützliche Funktionen höherer Ordnung

- `compose` :: (b -> c) -> ((a -> b) -> (a -> c))  
-- :: (b -> c) -> (a -> b) -> a -> c  
`compose f g x = f (g x)`

diese Funktion in der Standard-Bibliothek:

der Operator `.` (Punkt)

- `flip` :: (a -> b -> c) -> b -> a -> c  
aus dem Typ folgt schon die Implementierung!

```
flip f x y = ...
```

- `apply` f x = f x

das ist der Operator `$` (Dollar), benutzt zum Einsparen von Klammern: `f (g (h x)) = f $ g $ h x`  
denn `$` ist *rechts-assoziativ*

## Der allgemeinste Typ eines Ausdrucks

- Haskell benutzt *Algorithmus W* von Damas/Milner, der zu jedem Lambda-Ausdruck  $A$ 
  - bestimmt, ob  $A$  typisierbar ist (ob ein  $T$  exist. mit  $A :: T$ )
  - wenn ja, einen *allgemeinsten Typ*  $T_p$  von  $A$  inferiert (für jedes  $T$  mit  $A :: T$  exists. Subst.  $\sigma$  mit  $T_p\sigma = T$ )
- Luis Damas, Robin Milner: *Principal Type Schemes for Functional Programs*, 1982;  
Roger Hindley: *The Principal Type Scheme of an object in Combinatory Logic*, 1969;  
Mark P. Jones: *Typing Haskell in Haskell*, 2000 <http://web.cecs.pdx.edu/~mpj/thih/>
- der deklarierte Typ muß Instanz des inferierten Typs sein
- deswegen könnte man Typ-Deklarationen weglassen, sollte man aber nicht (Typ-Dekl. ist Dokumentation)

## Beispiel für Typ-Bestimmung

Aufgabe: bestimme den allgemeinsten Typ von  $\lambda fx.f(fx)$

- Ansatz mit Typvariablen  $f :: t_1, x :: t_2$
- betrachte  $(fx)$ : der Typ von  $f$  muß ein Funktionstyp sein, also  $t_1 = (t_{11} \rightarrow t_{12})$  mit neuen Variablen  $t_{11}, t_{12}$ . Dann gilt  $t_{11} = t_2$  und  $(fx) :: t_{12}$ .
- betrachte  $f(fx)$ . Wir haben  $f :: t_{11} \rightarrow t_{12}$  und  $(fx) :: t_{12}$ , also folgt  $t_{11} = t_{12}$ . Dann  $f(fx) :: t_{12}$ .
- betrachte  $\lambda x.f(fx)$ . Aus  $x :: t_{12}$  und  $f(fx) :: t_{12}$  folgt  $\lambda x.f(fx) :: t_{12} \rightarrow t_{12}$ .
- betrachte  $\lambda f.(\lambda x.f(fx))$ . Aus  $f :: t_{12} \rightarrow t_{12}$  und  $\lambda x.f(fx) :: t_{12} \rightarrow t_{12}$  folgt  $\lambda fx.f(fx) :: (t_{12} \rightarrow t_{12}) \rightarrow (t_{12} \rightarrow t_{12})$

## Stelligkeit von Funktionen

- ist plus in flip richtig benutzt? Ja!

```
flip :: (a -> b -> c) -> b -> a -> c
data N = Z | S N
plus :: N -> N -> N
plus (S Z) (S (S Z)) ; flip plus (S Z) (S (S Z))
```

- beachte Unterschied zwischen:
  - Term-Ersetzung: Funktionssymbol  $\rightarrow$  Stelligkeit  
abstrakter Syntaxbaum: Funktionss. über Argumenten
  - Lambda-Kalkül: jeder Lambda-Ausdruck beschreibt einstellige Funktion  
Simulation mehrstelliger Funktionen wegen  
Isomorphie zwischen  $(A \times B) \rightarrow C$  und  $A \rightarrow (B \rightarrow C)$
- Übung/Beispiele: die Funktionen `curry`, `uncurry`

### Beispiele Fkt. höherer Ord.

- Haskell-Notation für Listen:
 

```
data List a = Nil | Cons a (List a)
data [a] = [] | a : [a]
```
- Verarbeitung von Listen:
 

```
filter :: (a -> Bool) -> [a] -> [a]
takeWhile :: (a -> Bool) -> [a] -> [a]
partition :: (a -> Bool) -> [a] -> ([a], [a])
```
- Vergleichen, Ordnen:
 

```
nubBy :: (a -> a -> Bool) -> [a] -> [a]
data Ordering = LT | EQ | GT
minimumBy
  :: (a -> a -> Ordering) -> [a] -> a
```
- When You Should Use Lists in Haskell (Mostly, You Should Not) <https://arxiv.org/abs/1808.08329>

### Fkt. höherer Ord. für Folgen

- Folgen, repräsentiert als balancierte Bäume:
 

```
module Data.Sequence where
data Seq a = ...
  -- keine sichtbaren Konstruktoren!
fromList :: [a] -> Seq a
filter :: (a -> Bool) -> Seq a -> Seq a
takeWhile :: (a -> Bool) -> Seq a -> Seq a
```
- Anwendung:
 

```
import qualified Data.Sequence as Q
xs = Q.fromList [1, 4, 9, 16]
ys = Q.filter (\x -> 0 == mod x 2) xs
```

## Fkt. höherer Ord. für Mengen

- Mengen, repräsentiert als balancierte Such-Bäume:

```
module Data.Set where
data Set a = ...
    -- keine sichtbaren Konstruktoren!
fromList :: Ord a => [a] -> Set a
filter :: Ord a => (a -> Bool) -> Set a -> Set a
```

das *Typ-Constraint* `Ord a` schränkt die Polymorphie ein (der Typ, durch den die Typ-Variable `a` instantiiert wird, muß eine Vergleichsmethode haben)
- Anwendung:

```
import qualified Data.Set as S
xs = S.fromList [1, 4, 9, 16]
ys = S.filter (\x -> 0 == mod x 2) xs
```

## Polymorphe Unterprogr. in anderen Sprachen

- C# und Java haben: statische Typisierung, Polymorphie (Inferenz für Typ-Argum., nicht für allgemeinsten Typ), Lambda-Ausdrücke (anonyme Funktionen), aber
  - polymorphe Unterprogramme: nur als Methoden,
  - Funktion als Daten: nur als Lambdas (Objekte)
    - \* deren Typ kann nicht inferiert werden (für `var`)
    - \* und keine neuen Typvariablen einführen
- ```
Func<int,Func<bool,int>> k = x => y => x;
class C{public static Func<B,A> k<A,B>(A x)
    {return y => x; }}
```
- ```
import java.util.function.*;
Function<Integer,Function<Boolean,Integer>>
    k = (x) -> (y) -> x;
k.apply(0).apply(true)
```

## Zusammenfassung, Ausblick

- generische Polymorphie entsteht durch allgemeinste Typen von Lambda-Ausdrücken (Bps:  $\lambda x.x$ )

- generische Polymorphie ist nützlich für flexibel verwendbare Container (Folge von ..., Baum von ...)
- deren Implementierung kann über Element-Typ *gar nichts* voraussetzen (denn dieser ist all-quantifiziert)
- die Steuerung der Implementierung erfolgt dann durch Funktionen als Daten (Bsp: eine Vergleichsfunktion)
- die Implementierung ist dann eine Funktion höherer (zweiter) Ordnung
- später: implizite Übergabe dieser Funktionen als Wörterbücher (Methodentabellen) von Typklassen
- aber vorher: Rekursionmuster (als Fkt. höherer Ord.)

## Übung

- den allgemeinsten Typ eines Lambda-Ausdrucks bestimmen, Beispiel

```
compose ::
compose = \ f g -> \ x -> f (g x)
```

Musterlösung:

- wegen  $g\ x$  muß  $g :: a \rightarrow b$  gelten,  
dann  $x :: a$  und  $g\ x :: b$
  - wegen  $f\ (g\ x)$  muß  $f :: b \rightarrow c$  gelten,  
dann  $f\ (g\ x) :: c$
  - dann  $\ x \rightarrow f\ (g\ x) :: a \rightarrow c$
  - dann  $\ f\ g \rightarrow \dots :: (b \rightarrow c) \rightarrow (a \rightarrow b) \rightarrow (a \rightarrow c)$
- Isomorphie zwischen  $(A \times B) \rightarrow C$  und  $A \rightarrow (B \rightarrow C)$ :  
falls  $A, B, C$  endlich: die Größen beider Mengen ausrechnen und vergleichen  
für  $A = B = C = \mathbf{Bool}$ : ein Element von  $(A \times B) \rightarrow C$  angeben und das dazugehörige Element von  $A \rightarrow (B \rightarrow C)$ .  
begründen, daß es im allgemeinen keine Isomorphie zu  $(A \rightarrow B) \rightarrow C$  gibt (die Größe ausrechnen)
  - Implementierung von takeWhile

```
takeWhile :: (a -> Bool) -> List a -> List a
takeWhile p xs = case xs of
  Nil -> Nil
  Cons x xs' -> case p x of
```

```
False -> Nil
True  -> Cons x (takeWhile p xs')
```

- (Vorgriff) eigenschaftsbasiertes Testen mit <https://hackage.haskell.org/package/leancheck> (Rudy Matela, 2017). Zu dem (inferierten) Typ der Eigenschaft (Funktion nach Bool) werden Test-Argumente automatisch erzeugt

- Installation und Benutzung

```
cabal install --lib leancheck
ghci> import Test.LeanCheck
ghci> check $ \ x y -> not (x && y) == not x  || not y
+++ OK, passed 4 tests (exhausted).
```

- Erzeugung von Test-Funktionen, Festlegung von Typen

```
import Test.LeanCheck
import Test.LeanCheck.Function
check $ \ (p :: Bool -> Bool) xs ->
  takeWhile p xs ++ dropWhile p xs == xs
```

## Hausaufgaben

SS 24: 1, 3, 5.

### 1. für die Lambda-Ausdrücke

- (a)  $\lambda fghxy.f(gx)(hy)$ :
- (b)  $(\lambda x.xx)(\lambda y.yy)$
- (c)  $\lambda xyz.xy(yz)$
- (d)  $\lambda ab.b(\lambda x.xa)$

AST zeichnen, allgemeinsten Typ bestimmen, falls möglich

(1. von Hand, mit Begründung, 2. mit ghci überprüfen)

### 2. für die Ausdrücke

```
flip
flip flip
flip flip flip
...
```

jeweils Argumente  $a_1 a_2 \dots$  angeben (passende Anzahl), so daß der Wert von `flip flip ... flip` gleich `True` ist.

Dabei alle Typargumente für alle `flip` explizit angeben.

3. in Haskell: Lambda-Ausdrücke mit diesen Typen angeben, falls möglich:

```
a -> (a -> c) -> c
a -> b
(a -> b) -> (b -> c) -> a -> c
a -> (a -> a) -> a
(a -> b) -> (a -> c) -> (b -> c -> d) -> a -> d
```

mit `ghci` überprüfen (Typen anzeigen lassen)

die Ausdrücke dann auch mit passenden Argumenten aufrufen, so daß der Wert `True` ist (oder von einem andern `data`-Typ, jedenfalls keine Funktion)

4. (einige der) Funktionen `compose`, `flip`, `curry`, `uncurry`

in C# (`csharp`) und Java (`jshell`) deklarieren (vorher prüfen, ob es die schon gibt) (anhand von Primärquellen)

und aufrufen (dabei Typ-Argumente explizit angeben)

Den Typ für 2-Tupel aus der jeweiligen Standardbibliothek benutzen.

5. für `Data.List`, `Data.Sequence`

die Funktionen `partition`, `span`, `inits`, `tails`

(a) aufrufen (in `ghci` Beispiele vorführen), dabei anwenden auf eine Liste/Folge von `Bool`

(b) die API-Dokumentation aufsuchen (<https://hackage.haskell.org/>)

(c) einige der dort angegebenen Eigenschaften als `Leancheck-Property` überprüfen, Beispiel:

```
$ ghci -package containers -package leancheck
ghci> import qualified Data.Sequence as Q
ghci> import Test.LeanCheck
ghci> check $ \ (xs :: [Bool]) -> Q.reverse (Q.fromList xs) == Q.fromLi
```

(vgl. ähnliche Aufgabe im `autotool`)

## 6. Typisierung von *skkFalse* (vgl. Aufgabe vorige Woche) in Java oder C.

Vorübung: in Haskell, dabei für *s* und *k* alle Typen deklarieren und alle Typ-Argumente angeben.

```
i :: a -> a ; i = \ x -> x -- nur für Beispiel
k :: a -> b -> a ; k = \ x y -> x
s :: (a -> b -> c) -> ... ; s = \ x y z -> x z (y z)

i @(Bool -> Bool) (i @Bool) False -- Beispiel
s @(...) (k @...) (k @...) False
```

in Java und C#: besteht Unterschied zwischen Werten und Methoden: Methoden können polymorph sein, Werte nicht.

Lambda-Ausdrücke sind Werte, also nicht polymorph:

```
Function<Boolean, Boolean> i = (x) -> x // monomorph
```

im Beispiel *skkFalse* muß *k* polymorph sein, da es mit zwei verschiedenen Belegungen der Typ-Argumente benutzt wird.

Lösung (d.h., Umweg): eine polymorphe nullstellige Methode schreiben, die den Lambda-Ausdruck liefert.

```
$ jshell
jshell> class C {
    static <A> Function<A,A> i() { return (x)->x; }
    // hier s und k ähnlich deklarieren
}
jshell> C.<Function<Boolean, Boolean>>i().apply(C.<Boolean>i()).apply(false)
```

In C# genauso, aber das `apply` entfällt.

```
$ csharp
csharp> class C { public static Func<A,A> i<A>() { return x=>x; }}
csharp> C.i<Func<Boolean, Boolean>>() (C.i<Boolean>()) (false)
```

- (autotool) Typisierung im Lambda-Kalkül
- (autotool) `dropWhile` implementieren und beweisen

```
xs=append (takeWhile p xs) (dropWhile p xs)
```

## Aufgaben autotool (Beispiele)

1. Gesucht ist eine Ableitung mit genau 4 Reduce-Schritten , die

$$(\lambda z \rightarrow (\lambda u \rightarrow u z) (\lambda u v \rightarrow z)) ((\lambda z \rightarrow x y) x)$$

überführt in

$$(\lambda u v \rightarrow x y) (x y)$$

Anfang einer Lösung:

Aktueller Term ist

$$(\lambda z \rightarrow (\lambda u \rightarrow u z) (\lambda u v \rightarrow z)) ((\lambda z \rightarrow x y) x)$$

Aktueller Schritt ist

```
Step
  { position = [ 1 ]
    , action = Reduce { formal = z, body = x y, argument = x }
  }
```

Teilterm an Position

[ 1 ] ist

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

Resultat der Anwendung auf den Teilterm ist

$$x y$$

Ergebnis der Ableitung ist

$$(\lambda z \rightarrow (\lambda u \rightarrow u z) (\lambda u v \rightarrow z)) (x y)$$

2. Lückentext (undefined ersetzen)

```
{-# language TypeApplications #-}

module Blueprint where

import Prelude hiding (takeWhile, dropWhile)
import Test.LeanCheck
```

```

import Test.LeanCheck.Function

data List a = Nil | Cons a (List a)
  deriving (Eq, Show)

instance Listable a => Listable (List a) where
  tiers = cons0 Nil \ / cons2 Cons

takeWhile :: (a -> Bool) -> List a -> List a
takeWhile p xs = case xs of
  Nil -> Nil
  Cons x xs' -> case p x of
    False -> Nil
    True -> Cons x (takeWhile p xs')

dropWhile :: (a -> Bool) -> List a -> List a
dropWhile p xs = case xs of
  Nil -> Nil
  Cons x xs' -> case p x of
    False -> undefined
    True -> undefined

append :: List a -> List a -> List a
append Nil ys = ys
append (Cons x xs') ys = Cons x (append xs' ys)

prop :: Eq a => (a -> Bool) -> List a -> Bool
prop = \ p xs -> append (takeWhile p xs) (dropWhile p xs) == xs

test = holds 200 (prop @Bool)

-- Gegenbeispiele sichtbar mit: checkFor 200 (prop @Bool)

```

## 9 Rekursionsmuster

### Rekursion über Bäume (Beispiele)

- data Tree a = Leaf  
| Branch (Tree a) a (Tree a)

- `summe :: Tree N -> N`  
`summe t = case t of`  
`Leaf -> 0`  
`Branch l k r ->`  
`plus (summe l) (plus k (summe r))`
- `preorder :: Tree a -> List a`  
`preorder t = case t of`  
`Leaf -> Nil`  
`Branch l k r ->`  
`Cons k (append (preorder l) (preorder r))`

### Rekursion über Bäume (Schema)

```
f :: Tree a -> b
f t = case t of
  Leaf -> ...
  Branch l k r -> ... (f l) k (f r)
```

dieses Schema *ist* eine Funktion höherer Ordnung:

```
fold :: ( ... ) -> ( ... ) -> (Tree a -> b)
fold leaf branch = \ t -> case t of
  Leaf -> leaf
  Branch l k r ->
    branch (fold leaf branch l)
           k (fold leaf branch r)
summe = fold Z (\ x y z -> plus x (plus y z))
```

(bei Aufruf ist dann  $x=$ summe l,  $y=k$ ,  $z=$ summe r)

### Rekursion über Listen (Bsp. und Schema)

```
and :: List Bool -> Bool
and xs = case xs of
  Nil -> True ; Cons x xs' -> x && and xs'
length :: List a -> N
length xs = case xs of
  Nil -> Z ; Cons x xs' -> S (length xs')
```

```

fold :: b -> ( a -> b -> b ) -> List a -> b
fold nil cons xs = case xs of
  Nil -> nil
  Cons x xs' -> cons x ( fold nil cons xs' )
and = fold True (&&)
length = fold Z ( \ x y -> S y)

```

### Rekursionsmuster (Prinzip)

- `data List a = Nil | Cons a (List a)`  
`fold ( nil :: b ) ( cons :: a -> b -> b )`  
`:: List a -> b`
- Rekursionsmuster anwenden  
 = jeden Konstruktor durch eine passende Funktion ersetzen  
 = (Konstruktor-)Symbole *interpretieren* (durch Funktionen)  
 = eine *Algebra* angeben (Signatur = Menge der Konstruktoren, Universum = Resultattyp des Musters)
- `length = fold Z ( \ _ l -> S l )`

### Rekursionsmuster (Merksätze)

aus dem Prinzip *ein Rekursionsmuster anwenden = jeden Konstruktor durch eine passende Funktion ersetzen* folgt:

- Anzahl der Muster-Argumente = Anzahl der Konstruktoren (plus eins für das Datenargument)
- Stelligkeit eines Muster-Argumentes = Stelligkeit des entsprechenden Konstruktors
- Rekursion im Typ  $\Rightarrow$  Rekursion im Muster  
 (Bsp: zweites Argument von `Cons`)
- zu jedem rekursiven Datentyp gibt es *genau ein* passendes Rekursionsmuster

## Argumente für Rekursionsmuster finden

systematisches experimentelles Vorgehen zur Lösung von:  
„Schreiben Sie Funktion  $f : T \rightarrow R$  als `fold`“

- eine Beispiel-Eingabe ( $t \in T$ ) notieren  
(als Baum zeichnen, Knoten = Konstruktoren)
- für jeden Teilbaum  $s$  von  $t$ , der den Typ  $T$  hat:  
den Wert von  $f(s)$  in (neben) Wurzel von  $s$  schreiben
- daraus Testfälle für die Funktionen ableiten,  
die die Konstrukte ersetzen  
diese Fkt. sind die Argumente des Rekursionsmusters

Beispiel: `reverse :: List a -> List a`

## Hausaufgaben

SS 24: 1, 3, wenn Zeit ist: 2, aber nur „ist gerade“.

1. Wenden Sie die Vorschrift zur Konstruktion des Rekursionsmusters an auf die Typen

`Bool, Maybe a, Pair a b, Either a b`

- Typ und Implementierung
- Testfälle (in `ghci` vorführen)
- gibt es diese Funktion bereits? Suchen Sie nach dem Typ mit `https://www.haskell.org/hoogle/`

2. implementieren Sie mit dem Rekursionsmuster auf Peano-Zahlen:

- `g :: N -> Bool` mit  $gx = (x \text{ ist eine gerade Zahl})$
- plus, mal, hoch

3. für den Datentyp der binären Bäume mit Schlüsseln *nur* in den Blättern

```
data Tree a
  = Leaf a | Branch (Tree a) (Tree a)
```

- (a) aus dem Typ das Rekursionsschema ableiten

```
fold :: ...
```

(b) Beispiele (jeweils zunächst den Typ angeben!)

- Anzahl der Blätter
- Anzahl der Verzweigungsknoten
- Summe der Schlüssel
- die Tiefe des Baumes
- der größte Schlüssel
- der Schlüssel links unten (auf Position  $p \in 0^*$ )

### Aufgabe autotool (Beispiel)

Implementieren Sie `tails` mit `fold`:

```
{-# language TypeApplications #-}

module Blueprint where
import Test.LeanCheck
import Prelude hiding (head, map)

data List a = Nil | Cons a (List a) deriving (Eq, Show)

instance Listable a => Listable (List a) where
  tiers = cons0 Nil \/ cons2 Cons

fold :: r -> (a -> r -> r) -> List a -> r
fold nil cons xs = case xs of
  Nil -> nil
  Cons x xs' -> cons x (fold nil cons xs')

tails :: List a -> List (List a)
tails =
  fold undefined ( \ x y -> Cons undefined undefined )

prop :: Eq a => List a -> Bool
prop = \ xs -> head (tails xs) == xs

head :: List a -> a
-- partielle Funktion!
```

```
head (Cons x xs) = x
```

```
test :: Bool
```

```
test = and
```

```
  [ tails (Cons 1 (Cons 2 Nil))
```

```
    == Cons (Cons 1 (Cons 2 Nil)) (Cons (Cons 2 Nil) (Cons Nil Nil))
```

```
  , holds 100 (prop @Bool)
```

```
  ]
```

## **10 Rekursionsmuster (Forts.)**

## Rekursionsschema f. mehrstellige Fkt.

- fold hat immer *genau ein* Daten-Argument (in welchem die Konstruktoren ersetzt werden)
- wie stellt man mehrstellige Funktionen dar? Bsp.

```
append :: List a -> List a -> List a
```

- Lösung: das ist gar nicht zweistellig, sondern

```
append :: List a -> (List a -> List a)
```

- fold über 1. Arg., Resultat :: List a -> List a

```
app = fold nil cons -- Ansatz
app Nil ys = fold nil cons Nil ys = nil ys = ys
app (Cons x xs) ys = fold nil cons (Cons x xs)
  = cons x (app xs ys) = Cons x (app xs ys)
app = fold (\ ys -> ys) (\ x zs -> Cons x zs )
```

das ist systematisches *symbolisches* Vorgehen

## Rekursionsm. (Peano-Zahlen) (einst.)

- aus dem Typ das Rekursionsschema ableiten:

```
data N = Z | S N
fold :: ...
fold z s n = case n of
  Z      -> _
  S n'   -> _
```

- Bsp: verdoppeln `dbl :: N -> N; dbl = fold z s`

I.A. `dbl Z = Z` und `z = fold z s Z, also z = 0`

I.S. `dbl (S x') = 2*(1+x') = 2+2*x' = 2+dbl x'`, `dbl (S x') = s (dbl x')`,  
also `s a = 2 + a = S (S a)`

Lösung: `dbl = fold Z (\ a -> S (S a))`

### Rekursionsm. (Peano-Zahlen) (zweist.) (I)

- Bsp:  $\text{plus } x \ y = \text{fold } z \ s \ x$ , bestimme  $z, \ s$
- I.A.:  $x = \mathbb{Z}; \text{plus } \mathbb{Z} \ y = y; \text{fold } z \ s \ \mathbb{Z} = z \Rightarrow z = y.$   
I.S.:  $x = S \ x', \text{plus } (S \ x') \ y = S (\text{plus } x' \ y), \text{plus } (S \ x') \ y = \text{fold } z \ s \ (S \ x)$   
 $= s (\text{plus } x' \ y), \text{also } s \ a = S \ a$   
Lösung:  $\text{plus } x \ y = \text{fold } y \ (\lambda a \rightarrow S \ a) \ x$
- äquivalent, kürzer:  $\text{plus } x \ y = \text{fold } y \ S \ x$
- weil Addition kommutativ ist: äq.  
 $\text{plus } x \ y = \text{plus } y \ x = \text{fold } x \ S \ y$   
dann kann man  $y$  auf beiden Seiten weglassen:  
 $\text{plus } x = \text{fold } x \ S$

### Rekursionsm. (Peano-Zahlen) (zweist.) (II)

- Bsp:  $\text{plus } x \ y = \text{fold } z \ s \ x \ y$ , äq.  $\text{plus } x = \text{fold } z \ s \ x$ , bestimme  $z, \ s$
- I.A.:  $x = \mathbb{Z}; \text{plus } \mathbb{Z} \ y = y; \text{plus } \mathbb{Z} = \lambda y \rightarrow y; \text{also } z = \lambda y \rightarrow y.$   
I.S.:  $x = S \ x'; \text{plus } (S \ x') \ y = S (\text{plus } x' \ y); \text{plus } (S \ x') = \lambda y \rightarrow S (\text{plus } x' \ y)$   
 $= \lambda y \rightarrow (S \ . \ \text{plus } x') \ y = (S \ . \ \text{plus } x')$   
 $\text{plus } (S \ x') = \text{fold } z \ s \ (S \ x') = s (\text{fold } z \ s \ x') = s (\text{plus } x')$   
also  $s \ a = S \ . \ a$  (mit  $(f \ . \ g) = \lambda x \rightarrow f (g \ x)$ )  
L.:  $\text{plus } x = \text{fold } (\lambda y \rightarrow y) (\lambda a \rightarrow S \ . \ a) \ x$   
äq.  $\text{plus} = \text{fold id } (S \ .)$  (operator section)

### Nicht durch Rekursionmuster darstellbare Fkt.

- Beispiel:  $\text{data } N = \mathbb{Z} \mid S \ N,$   
 $f : N \rightarrow \text{Bool}, f(x) = \text{„}x \text{ ist durch } 3 \text{ teilbar“}$
- wende eben beschriebenes Vorgehen an,
- stelle fest, daß die durch Testfälle gegebene Spezifikation nicht erfüllbar ist
- Beispiel: binäre Bäume mit Schlüssel in Verzweigungsknoten,  
 $f : \text{Tree } k \rightarrow \text{Bool},$   
 $f(t) = \text{„}t \text{ ist höhen-balanciert (erfüllt die AVL-Bedingung)“}$

## Darstellung mit Fold und Projektion

- $f : \text{Tree } k \rightarrow \text{Bool}$ ,  
 $f(t) = \text{„}t \text{ ist höhen-balanciert (erfüllt die AVL-Bedingung)“}$   
 $f$  ist nicht als fold darstellbar
- $g : \text{Tree } k \rightarrow \text{Pair Bool N}$ ;  $g(t) = (f(t), \text{height}(t))$   
 $g$  ist als fold darstellbar
- dann  $f\ t = \text{first } (g\ t)$  mit *Projektion*  
 $\text{first} :: \text{Pair } a\ b \rightarrow a$ ;  $\text{first } (\text{Pair } x\ y) = x$
- NB: alternativ: *punktfreie* Notation  $f = \text{first } .\ g$   
der (fehlende) Punkt ist das Argument  $t$ , nicht der Kompositions-Operator  $(.)$ ;  
diese Bezeichnung ist übernommen aus linearer Algebra: Rechnen mit Vektoren/  
Matrizen ohne Notation von Indices.

## Zusammenfassung Rekursionmuster

- zu jedem (rekursiven) algebraischen Datentyp gibt es genau ein Rekursionmuster  
(der übliche Name ist `fold`)  
das kann systematisch (mechanisch) konstruiert werden  
(NB: Konstruktion auch für nicht rekursive Typen anwendbar und nützlich, siehe  
Aufgabe)
- der *Grund* ist: algebraischer Datentyp = Signatur  $\Sigma$ , Instanz eines Rekursionsmu-  
sters = eine  $\Sigma$ -Algebra
- das *Hilfsmittel* zur Notation ist: Funktion höherer Ordnung
- der softwaretechnische *Zweck* ist:  
die Programmablaufsteuerung (Rekursion) wird vom Anwendungsprogramm in die  
Bibliothek verschoben,  
AP wird dadurch einfacher (kürzer, klarer)

## Spezialfälle des Fold

- jeder Konstruktor durch sich selbst ersetzt,  
mit unveränderten Argumenten: *identische* Abbildung

```
data List a = Nil | Cons a (List a)
fold :: r -> (a -> r -> r) -> List a -> r
fold Nil Cons (Cons 3 (Cons 5 Nil))
```

- jeder Konstruktor durch sich,  
mit transformierten Argumenten v. nicht-rekursiven Typ

```
fold Nil (\x y -> Cons (not x) y)
  (Cons True (Cons False Nil))
```

*struktur-erhaltende* Abbildung. Diese heißt *map*.

```
map :: (a -> b) -> List a -> List b
```

### Rekursion über Listen aus Std.-Bib.

das vordefinierte Rekursionsschema über Listen ist:

```
foldr :: (a -> b -> b) -> b -> ([a] -> b)
length = foldr ( \ x y -> 1 + y ) 0 -- Bsp
```

- falsche Argument-Reihenfolge beachten  
(paßt nicht zu Konstruktor-Reihenfolge)
- `foldr` (fold right) nicht mit `foldl` (fold left) verwechseln (`foldr` ist das „richtige“, genau Betrachtung später)
- der Typ von `foldr` ist tatsächlich allgemeiner (auch für andere Container anwendbar, genaueres später)

Aufgaben:

- `append`, `reverse`, `concat`, `inits`, `tails`

### Weitere Übungsaufgaben zu Fold

- `data List a = Nil | Cons a (List a)`  
`fold :: r -> (a -> r -> r) -> List a -> r`
- schreibe mittels `fold` (ggf. verwende `map`)

```

- inits, tails :: List a -> List (List a)
  inits [1,2,3] = [[],[1],[1,2],[1,2,3]]
  tails [1,2,3] = [[1,2,3],[2,3],[3],[ ]]
- filter :: (a -> Bool) -> List a -> List a
  filter odd [1,8,2,7,3] = [1,7,3]
- partition :: (a -> Bool) -> List a
  -> Pair (List a) (List a)
  partition odd [1,8,2,7,3]
    = Pair [1,7,3] [8,2]

```

## Übung Rekursionsmuster

- Rekursionsmuster `foldr` für Listen benutzen (`filter`, `takeWhile`, `append`, `reverse`, `concat`, `inits`, `tails`)
- Rekursionmuster für Peano-Zahlen hinschreiben und benutzen (`plus`, `mal`, `hoch`, `Nachfolger`, `Vorgänger`, `minus`)
- Rekursionmuster für binäre Bäume mit Schlüsseln *nur in den Blättern* hinschreiben und benutzen
- Rekursionmuster für binäre Bäume mit Schlüsseln *nur in den Verzweigungsknoten* benutzen für rekursionslose Programme für:
  - Anzahl der Branch-Knoten ist ungerade (nicht zählen!)
  - Baum (`Tree a`) erfüllt die AVL-Bedingung  
Hinweis: als Projektion auf die erste Komponente eines `fold`, das Paar von `Bool` (ist AVL-Baum) und `N` (Höhe) berechnet.
  - Baum (`Tree N`) ist Suchbaum (ohne `inorder`)  
Hinweis: als Projektion. Bestimme geeignete Hilfsdaten.

## Implementierungen für natürlichen Zahlen

- Eigenbau: die Peano-Zahlen (dann sind alle Operationen und Relationen selbst zu programmieren)
- Bibliothek: (dann können `0`, `+`, `-`, `..`, `<`, `>`, `..` benutzt werden — deren Typ aber erst später erklärt wird)
  - der Typ `Natural` (nach `import Numeric.Natural`)  
effiziente Repräsentation beliebig großer Zahlen

- der Typ `Word` (nach `import Data.Word`)  
Maschinenzahl, repräsentiert modulo  $2^{\text{Wortbreite}}$

### Merksätze

- `Word (uint)` riskant, `Int (int)` riskant und falsch (für )
- sicher sind nur: beliebig groß oder: mit Überlauf-Prüfung.

### Hausaufgaben

SS 24: 1, 2, optional 6

#### 1. Beweisen Sie, daß die modifizierte Vorgängerfunktion

`pre :: N -> N; pre Z = Z; pre (S x) = x`

kein fold ist.

ggf. ergänzende Aufgaben in autotool (nicht vorführen):

- Diese Funktion `pre` kann jedoch als Projektion einer geeigneten Hilfsfunktion `h :: N -> (N, N)` realisiert werden. Spezifizieren Sie `h` und geben Sie eine Darstellung von `h` als fold an.
- Implementieren Sie die (modifizierte) Subtraktion `minus` mit `fold` (über das erste Argument) (und `pre`)

#### 2. für Listen aus Standardbibliothek:

(a) die Funktion `scanr` an Beispiele vorführen,

(b) mit `foldr` implementieren. Ansatz:

`scanr f s = foldr (\ x (y:ys) -> _ ) [s]`

(c) die Funktion `tails` mit `scanr` implementieren

#### 3. Rekursionsmuster auf Eigenbau-Listen:

- mit `fold` und ohne Rekursion implementieren:

`isPrefixOf :: Eq a => List a -> List a -> Bool`

siehe Folie Rekursionsmuster für mehrstellige Funktion, fold über das erste Argument. Ansatz:

```
isPrefixOf = fold (\ ys -> True) (\ x p ys -> case ys of
  Nil -> _ ; Cons y ys' -> _)
```

(Das *Typ-Constraint* `Eq a` bedeutet, daß der Operator `(==)` `:: a -> a -> Bool` benutzt werden kann, genaue Erklärung dazu später.)

- die Eigenschaft `isPrefixOf xs (append xs ys)` mit `Leancheck` überprüfen (für `xs :: List Bool`)

Diese Eigenschaft abändern und Gegenbeispiele diskutieren.

- für `isSuffixOf`: 1. konkrete Testfälle, 2. allgemeine Eigenschaft, 3. Implementierung ohne Rekursion, ohne `Fold`, aber unter Benutzung von `reverse` angeben.

#### 4. Rekursionsmuster auf binären Bäumen (Schlüssel in Verzweigungsknoten)

- Beweisen Sie, daß `is_search_tree :: Tree N -> Bool` kein `fold` ist.
- diese Funktion kann jedoch als Projektion einer Hilfsfunktion `h :: Tree N -> (Bool, Ma` erhalten werden, die für Bäume mit nicht-leerer Schlüsselmenge auch noch deren kleinstes und größtes Element bestimmt. Stellen Sie `h` als `fold` dar.

Bemerkung zu beachten. Hier ist `Numeric.Natural` sinnvoll.

#### 5. für binäre Bäume mit Schlüsseln in den Blättern:

die strukturerhaltende Abbildung definieren

```
mapt :: (a -> b) -> Tree a -> Tree b
```

(1) durch direkte Rekursion, (2) durch `fold`

die Aussage `mapt id = id` überprüfen (3) an konkreten Testfällen, (4) mit `leancheck`. Dazu

```
instance Listable a => Listable (Tree a) where
  tiers = cons1 Leaf \/ cons2 Branch
```

#### 6. für binäre Bäume mit Schlüsseln in den Blättern: eine Funktion

```
unfold :: (r -> Either k (r, r)) -> r -> Tree k
```

definieren, so daß

```
unfold (\ x -> if x == 0 then Left () else Right (x-1,x-1)) h
```

einen vollständigen Binärbaum der Höhe  $h$  erzeugt.

(+) in jedem Blatt soll die Höhe des gesamten Baumes stehen.

(++) die Schlüssel in den Blättern sollen (von links nach rechts)  $[0, 1, 2 \dots]$  sein

Wie hoch ist, wieviele Blätter hat, wie heißt dieser Baum?

```
unfold (\ x -> if x > 1 then Left () else Right (x-1,x-2)) h
```

Ergänzen Sie die Beziehung zwischen `fold` und `unfold`: für alle  $g, l, b$  mit passenden Typen gilt:

```
wenn forall x : case g x of
    Left k      -> l k == x
    Right (y,z) -> _
dann forall x : fold l b (unfold g x) == x
```

## 11 Eingeschränkte Polymorphie

### Abstrakte Datentypen: Motivation

- abstrakter Datentyp (ADT) = Signatur (Menge von Funktions*deklarationen* = Name und Typ) + Axiome  
konkreter Datentyp = Algebra = Menge von Funktions*implementierungen*
- Haskell: `class C; data T; instance C T where ...`  
OO ähnlich: `interface C; class T implements C {...}`
- Bsp. Klasse der Typen mit totaler Ordnung  
`class Ord a, interface Comparable<E>`  
der abstrakte Datentyp *totale Ordnung* besteht aus
  - Signatur: die Vergleichsfunktion ( $\leq$ )
  - Axiomen: ( $\leq$ ) ist Halbordnung (reflexiv, ...), linear (...)

## Abstrakte Datentypen: Beispiel

```
sortBy :: (a -> a -> Ordering) -> [a] -> [a]
sortBy ( \ x y -> ... ) [False, True, False]
```

Kann mit Typklassen so formuliert werden:

```
class Ord a where compare :: a -> a -> Ordering
sort :: Ord a => [a] -> [a]
instance Ord Bool where compare x y = ...
sort [False, True, False]
```

- `sort` hat *eingeschränkt polymorphen Typ* (Belegung der Typvariable `a` ist eingeschränkt)
- die Einschränkung (das Typconstraint `Ord a`) bedeutet: der Typ (die Menge) `a` ist *total geordnet*.
- das Constraint wird in ein zusätzliches Argument (eine Funktion) übersetzt. Entspricht OO-Methodentabelle.

## Typklassen in Bibliotheks-Schnittstellen

- Realisierung von Mengen durch Suchbäume:

die Polymorphie im Element/Schlüsseltyp muß eingeschränkt werden: der Typ muß total geordnet sein

```
import Data.Set -- aus Bibliothek: containers
fromList :: Ord a => [a] -> Set a
insert   :: Ord a => a -> Set a -> Set a
```

- Realisierung von Mengen durch Hashtabellen:

... muß Hashfunktion und Gleichheitstest besitzen

```
import Data.HashSet -- Bib.: unordered-containers
fromList :: (Eq a, Hashable a) => [a] -> HashSet a
insert :: (Eq a, Hashable a) => a -> HashSet a -> HashSet a
```

### Unterschiede Typklasse/Interface (Anwend.)

- Typklasse/Schnittstelle `class Show a where show :: a -> String` interface `Show`
- Instanzen/Implementierungen `data A = A1 ; instance Show A where ..`  
`class A implements Show { .. } entspr. für B`
- in Java ist Show ein Typ: `static String showList(List<Show> xs) { .. }`  
`showList (Arrays.asList (new A(), new B()))`
- in Haskell ist Show ein Typconstraint und kein Typ: `showList :: Show a => List a -> St`  
`showList [A1, B1] ist Typfehler`

### Unterschiede Typklasse/Interface (Implem.)

- Haskell: `f :: (Constr1, ..) => t1 -> t2 -> .. -> res`  
Definition `f par1 par2 .. = ..` wird *statisch* übersetzt in `f dict1 .. par1 par2 .. =`  
Aufruf `f arg1 arg2 ..` wird *statisch* übersetzt in `f dict1 .. arg1 arg2 ..`
- Java: `inter I { .. f (T2 par2 ) }; T1 implements I;`  
bei Aufruf `arg1.f(arg2)` wird Methodentabelle des Laufzeittyps von `arg1` benutzt (*dynamic dispatch*)
- dyn. disp. in Haskell stattdessen durch pattern matching

### Eingeschränkte generische Instanzen (I)

- Für `class Eq a where (==) :: a -> a -> Bool`
- Vergleichen von Listen elementweise:  
Für *jeden* Typ `a` gilt: *wenn* `a` in `Eq`, *dann* `[a]` in `Eq`:
- `instance Eq a => Eq [a] where`  
`l == r = case l of`  
 `[] -> case r of`  
 `[] -> True ; y : ys -> False`  
 `x : xs -> case r of`  
 `[] -> False`  
 `y : ys -> (x == y) && ( xs == ys )`
- Übung: `instance Ord a => Ord [a] where ...` (lexikografischer Vergleich)

## Eingeschränkte generische Instanzen (II)

```
class Show a where show :: a -> String -- Typklasse
-- eine konkrete Instanz
instance Show Bool where
    show False = "False" ; show True = "True"
-- eingeschränkte generische Instanzen:
instance Show a => Show [a] where
    show xs = brackets $ concat
                $ intersperse ", " $ map show xs
instance (Show a, Show b) => Show (a,b) where ...
-- Anwendung:
show ([True,False],True) = "([True,False],True)"
```

Wörterbuch für `instance Show ([Bool],Bool)`

wird vom Compiler konstruiert aus der konkreten Inst. durch Anwendung der generischen Inst.-Regeln

## Zusatz: Superklassen

- Beispiel: `Eq` ist Superklasse für `Ord`:

```
class Eq a where (==) :: a -> a -> Bool
class Eq a => Ord a where (<=) :: a -> a -> Bool
```

Auswirkungen:

- eine `instance Ord T` ist nur gültig, wenn auch `instance Eq T` deklariert wird
- wenn `Ord a`, dann gilt auch `Eq a`, d.h., Methoden von `Eq` können ebenfalls benutzt werden für Typ `a`

## Zusatz: Default-Implementierungen

- in einer Klassendeklaration: zu einer Methodendeklaration (Typ) kann eine Implementierung angegeben werden,
- diese wird dann benutzt, wenn in der Instanz-Deklaration keine Implementierung angegeben wird

- Beispiel

```
class C a where m :: a -> String ; m x = "foo"
data T = T
instance C T -- hier keine Impl. von m
m T ==> "foo"
```

- dazu Aufgabe: Default-Impl. der Methoden von Ord

### Zusatz: (Eingeschränkt) polymorphe Literale

- Literal = Bezeichner für feststehendes Datum  
(Gegensatz: Name in Muster: Bedeutung erst zur Laufzeit durch pattern match festgelegt)
- `data List a = Nil | Cons a (List a)`  
Nil (Konstruktor) hat polymorphen Typ  
es gilt `Nil :: forall (a::Type) . List a`
- Zahl-Literale haben eingeschränkt polymorphen Typ

```
class Num a where { (+) :: a->a->a; ..}
instance Num Integer where { ... }
instance Num Natural where { ... }
42 :: forall (a :: Type) . Num a => a
```

### Benutzung von Typklassen bei Leanccheck

- Rudy Matela: *LeanCheck: enumerative testing of higher-order properties*, Kap. 3 in Diss. (Univ. York, 2017) <https://matela.com.br/paper/rudy-phd-thesis-2017.pdf>
  - Testen von universellen Eigenschaften ( $\forall a \in A : \forall b \in B : p a b$ )
  - automatische Generierung der Testdaten ...
  - ... aus dem Typ von  $p$
  - ... mittels generischer Instanzen

<https://github.com/rudymatela/leancheck>

- beruht auf: Koen Classen and John Hughes: *Quickcheck: a lightweight tool for random testing of Haskell programs*, ICFP 2000, (“most influential paper award”, 2010)

## Test.LeanCheck—Beispiel

- `assoc` :: forall a . Eq a => (a->a->a)->a->a->a->Bool  
`assoc op = \ a b c -> op a (op b c) == op (op a b) c`  
`main = check (assoc @[Bool] (++))`
- dabei werden benutzt (in vereinfachter Darstellung)
  - `class Testable p where check :: p -> Bericht`  
Instanzen sind alle Typen, die testbare Eigenschaften repräsentieren  
  
`instance Testable Bool where`  
`check False = "falsch"; check True = "OK"`
  - `type Tiers a = [[a]]`  
`class Listable a where tiers :: Tiers a`  
Instanzen sind alle Typen, die sich aufzählen lassen (Schicht (*tier*) *i*: Elemente der Größe *i*)  
  
`instance Listable Bool where tiers = [[False, True]]`

## Testen für beliebige Stelligkeit

- warum geht eigentlich beides (einstellig, zweistellig)  
  
`check $ \ x -> x || not x`  
`check $ \ x y -> not (x && y) == not x || not y`
- weil gilt `instance Testable (Bool -> Bool)`  
und `instance Testable (Bool -> (Bool -> Bool))`
- das wird vom Compiler abgeleitet (inferiert) aus:  
  
`instance Listable Bool ...; instance Testable Bool ...`  
`instance (Listable a, Testable b)`  
`=> Testable (a -> b) where { ... }`
- das ist eine (eingeschränkte) Form der logischen Programmierung (auf Typ-Ebene, zur Compile-Zeit)
- in jedem Inferenz-Schritt wird Code erzeugt  
(das jeweils passende Wörterbuch wird eingesetzt)

## Überblick über Leanccheck-Implementierung

- ```
type Tiers a = [[a]]
class Listable a where tiers :: Tiers a
instance Listable Int where ...
instance Listable a => Listable [a] where ...
```
- ```
data Result
  = Result { args :: [String], res :: Bool }
class Testable a where
  results :: a -> Tiers Result // orig: resultiers
instance Testable Bool ...
instance (Listable a, Show a, Testable b)
  => Testable (a -> b) ...
```
- ```
union :: Tiers a -> Tiers a -> Tiers a //orig: (\/)
mapT :: (a -> b) -> Tiers a -> Tiers b
concatT :: Tiers (Tiers a) -> Tiers a
cons2 :: (Listable a, Listable b)
  => (a -> b -> c) -> Tiers c
```

## Typklassen/Interfaces: Vergleich, Ausblick

- Interface  $\approx$  einstellige Typklasse = abstrakter Datentyp  
Methodentabelle  $\approx$  Wörterbuch  
Unterschiede dabei: statischer/dynamischer dispatch
- Typklassen gestatten darüberhinaus:
  - einfachere Behandlg. von Fkt. mit  $> 1$  Argument  

```
class Ord t where compare :: t -> t -> Ordering
```

  
(sonst: vgl. `T implements Comparable<T>`)
  - Konstruktion von Wörterbüchern durch Compiler
  - Typkonstruktorklassen, Bsp: `Container`

```
class Foldable c where toList :: c a ->
data Tree a = ..;instance Foldable Tree
```
  - mehrstellige Typconstraints: `class Autotool problem solution where`

## Hausaufgaben

SS 24: (1 oder 2), 5, optional: 4, 6

1. diese Aufgabe für selbst definierten Datentyp `T`, mit Typklassen `Eq` und `Ord` aus der Standardbibliothek:

Definieren Sie für `data T = T Bool Bool Bool`

- `instance Eq T` als komponentenweise Gleichheit
- `instance Ord T` als lexikografisches Produkt der Standard-Ordnung auf `Bool` (zitieren Sie zunächst die mathematische Definition, z.B. aus der VL Modellierung)

Formulieren Sie allgemein (d.h., polymorph) als `leancheck`-Eigenschaft, daß die Relation `(<=)`

- transitiv
- antisymmetrisch

ist und prüfen Sie das für `Integer` und für `T`.

```
instance Listable T where tiers = cons3 T

leq_is_transitiv :: Ord a => a -> a -> a -> Bool
leq_is_transitiv = \ x y z -> _

check (leq_is_transitiv @T)
```

2. diese Aufgabe für selbst definierten Datentyp `T`, mit Typklassen `Semigroup` und `Monoid` aus der Standardbibliothek:

Definieren Sie für `data T = T Bool Bool Bool`

- `instance Semigroup T` als komponentenweise Konjunktion
- `instance Monoid T` als dazu passendes neutrales Element

Formulieren Sie die `Monoid`-Axiome allgemein (d.h., polymorph) als Eigenschaft in `Leancheck` und überprüfen Sie diese für `T`.

Geben Sie eine andere korrekte `Monoid`-Struktur für `T` an, die nicht kommutativ ist. Testen Sie diese Eigenschaft (`leancheck` soll das Gegenbeispiel finden).

3. für Peano-Zahlen: deklarieren Sie `instance Num N` und implementieren Sie dafür (nur) `(+)` und `(*)`

(mit den bekannten Definitionen als `fold`)

Test: `S (S Z) * S (S (S Z))`

und: `S (S (S Z)) ^ 3` (warum funktioniert das?)

Implementieren Sie `fromInteger`

(rekursiv, mit `if x > 0 then ... else ...`)

Test (polymorphes Literal) `42 :: N`

4. Modul `Data.Map` aus `containers`, Modul `Data.HashMap` aus `unordered-containers`:

- warum hat `fromList` ein Typconstraint (oder sogar zwei) für den Schlüsseltyp `k`, aber nicht für den Werttyp `a`?
- Erläutern Sie Typconstraints (oder deren Fehlen) für `singleton`

für `Data.Map`:

- warum haben die Typen von `unionWith` und `intersectionWith` unterschiedliche Anzahl von Typvariablen?
- Erläutern Sie Typconstraints (oder deren Fehlen) für `singleton`, `fromAscList`, `fromDistinctAscList`
- Definieren Sie einen Typ `data K = ... deriving Eq`. Implementieren Sie `instance Ord K` so, daß die Relation `(<=)` keine totale Ordnung ist. Zeigen Sie durch Beispiele, daß dann `M.Map K v` nicht funktioniert. Z.B.: mit `M.insert` eingefügter Schlüssel nicht in `M.toList` zu sehen, sichtbarer Schlüssel nicht gefunden mit `M.lookup`.

5. für `instance Semigroup Ordering`, `instance Monoid Ordering` aus der Standardbibliothek:

Bestimmen Sie die Wertetabelle von `(<>)`.

Überprüfen Sie (mit `leancheck`) die Axiome von `Semigroup` und `Monoid`. Ist die Verknüpfung kommutativ?

Für den Datentyp `data Pair a b = Pair a b`: implementieren Sie den lexikografischen Vergleich

```
instance (Ord a, Ord b) => Ord (Pair a b) where
  compare (Pair px py) (Pair qx qy) = _
```

- mit Fallunterscheidungen
- ohne Fallunterscheidung, aber mit (<>)

## 6. Im Haskell-Standard (wo genau?) steht

```
class (Eq a) => Ord a where
  compare :: a -> a -> Ordering
  (<), (<=), (>=), (>) :: a -> a -> Bool

  compare x y =
    if x == y then EQ else
    if x <= y then LT  else GT

  x <= y  = compare x y /= GT
  x <  y  = compare x y == LT
  x >= y  = compare x y /= LT
  x >  y  = compare x y == GT
```

### (a) nach den Deklarationen

```
data T = A | B deriving Eq
instance Ord T where
  { B <= A = False ; _ <= _ = True }
```

Beschreiben Sie die Auswertung von  $A > B$  (Schritt für Schritt bis zum Resultat: welche Gleichungen werden benutzt?)

### (b) nach den Deklarationen

```
data S = C | D deriving Eq
instance Ord S -- keine Implementierung!
```

beschreiben und begründen Sie die Rechnungen für

- $C < C$
- $C < D$

## 12 Objektorientierte Entwurfsmuster

### Was und warum?

- OO: eine Mode-Erscheinung der 80er; Objekte und Klassen zuerst in Simula (1968), Smalltalk (1980)
- realisiert nützliche (ältere) Ideen: Trennung von abstraktem Datentyp (Schnittstelle, interface) und konkretem Datentyp (Implementierung, Klasse)
- erschwert Realisierung anderer (alter) nützlicher Ideen (algebraischer Datentyp, Funktionen als Daten, Rekursionsmuster, generische Polymorphie)
- diese wurden dann als *Entwurfsmuster* neu erfunden
- in modernen Sprachen nicht mehr nötig, diese verwenden mehrere Paradigmen (darunter OO, FP)

### Was ist und wie wirkt Objektorientierung

- Zusammenfassung von Daten (zu einem Objekt),
- Zusammenfassung von Objekten mit gleichen Operationen (zu einer Klasse)
- Trennung (und Beziehung) von konkretem Datentyp (Klasse) und abstraktem Datentyp (Schnittstelle)
- (dynamische Polymorphie) Auswahl der Implementierung (der Methodetabelle) abhängig vom Laufzeittyp
- Bob Harper, 2011: OO ist
  - anti-modular (wg. Implementierungs-Vererbung)
  - anti-parallel (wg. Zustandsänderungen)

<https://web.archive.org/web/20140819133753/http://existentialtype.wordpress.com:80/2011/03/15/teaching-fp-to-freshmen/>

- ⇒ Schnittstellenvererbung, unveränderliche Objekte

### Entwurfsmuster: Definition, Geschichte

- Ziel: flexibel wiederverwendbarer sicherer Quelltext
- Lösung: *Funktionen höherer Ordnung*
- Simulation davon im OO-Paradigma: *Entwurfsmuster*  
wir wollen: Funktion als Datum (z.B. Lambda-Ausdruck), wir konstruieren: Objekt, das zu einer (anonymen) Klasse gehört, die diese Funktion als Methode enthält.

- Erich Gamma, Richard Helm, Ralph Johnson, John Vlissides: *Entwurfsmuster (design patterns)* — Elemente wiederverwendbarer objektorientierter Software, Addison-Wesley 1996.

### Beispiel Strategie-Muster

- Aufgabe: Sortieren einer Liste bzgl. wählbarer Ordnung auf Elementen.
- Lösung (in `Data.List`)

```
data Ordering = LT | EQ | GT
sortBy :: (a -> a -> Ordering) -> List a -> List a
```

- Simulation (in `java.util.*`)

```
interface Comparator<T> { int compare(T x, T y); }
static <T> void sort(List<T> list, Comparator<T> c);
```

hier ist `c` ein *Strategie-Objekt*, dessen Klasse die Vergleichsfunktion als (einzige) Methode enthält

### Java: Funktionale Schnittstellen

- Deklaration

```
interface Comparator<T> { int compare(T x, T y); }
static <T> void sort(List<T> list, Comparator<T> c);
```

- Benutzung (Notation bisher, anonyme innere Klasse)

```
Collections.sort(xs, new Comparator<Integer>() {
    int compare(Integer x, Integer y) { ... } })
```

- ab Java 8

```
@FunctionalInterface Comparator<T> { .. }
Collections.sort(xs, (x,y)-> ... )
```

ein Lambda-Ausdruck (“burger arrow”) erzeugt ein Objekt einer anonymen inneren Klasse, die ein funktionales Interface (mit genau einer Methode) implementiert

## Kompositum: Motivation

- Bsp: Gestaltung von zusammengesetzten Layouts.  
Modell als algebraischer Datentyp:

```
data Component = JButton { ... }
                | Container (List Component)
```

- Simulation durch Entwurfsmuster *Kompositum*:
  - abstract class Component
  - class JButton extends Component
  - class Container extends Component
  - { void add (Component c); }

## Kompositum: Beispiel

```
import javax.swing.*; import java.awt.*;
public class Composite {
    public static void main(String[] args) {
        JFrame f = new JFrame ("Composite");
        f.setDefaultCloseOperation(JFrame.EXIT_ON_CLOSE);
        Container c = new JPanel (new BorderLayout());
        c.add (new JButton ("foo"), BorderLayout.CENTER);
        c.add (new JButton ("bar"), BorderLayout.SOUTH);
        Container d = new JPanel (new GridLayout (0,2));
        d.add (c); d.add (new JButton ("baz"));
        f.getContentPane().add(d);
        f.pack(); f.setVisible(true);    } }
```

Ziel ist eine Baumstruktur, leider imperativ konstruiert  
(Konstruktor new JPanel (List<Component> cs) fehlt)

## Kompositum: Definition

- Definition: *Kompositum* = algebraischer Datentyp (ADT)
- ADT data T = .. | C .. T ..  
als Kompositum:

- Typ  $T \Rightarrow$  gemeinsame Basisklasse (interface)
- jeder Konstruktor  $C \Rightarrow$  implementierende Klasse
- jedes Argument des Konstruktors  $\Rightarrow$  Attribut der Klasse
- diese Argumente können  $T$  benutzen (rekursiver Typ)

(Vorsicht: Begriff und Abkürzung nicht verwechseln mit *abstrakter* Datentyp = ein Typ, dessen Datenkonstruktoren wir *nicht* sehen)

### Binäre Bäume als Komposita

- Knoten sind *äußere* (Blatt) und *innere* (Verzweigung).

```
data Tree k = Leaf { ... }
  | Branch { left :: Tree k , ...
            , right :: Tree k }
```

Schlüssel: in allen Knoten, nur innen, nur außen.

- Realisierung als Kompositum

```
interface Tree<K>;
class Branch<K> implements Tree<K> { ... }
class Leaf<K> implements Tree<K> { ... }
```

- in der modernen Welt: schreibe `record Branch<K>(Tree<K> left, ...)`  
Attribute sind unveränderlich;  
Compiler erzeugt: Konstruktor, equals, toString

### Kompositum-Vermeidung

- Wenn Blätter keine Schlüssel haben, geht es musterfrei?

```
class Tree<K> { // nur ein Typ
  Tree<K> left; K key; Tree<K> right; }
```

- Der entsprechende algebraische Datentyp ist

```
data Tree k = Tree
  { left :: Maybe (Tree k) , key :: k
  , right :: Maybe (Tree k) }
```

- erzeugt in Java dieses Problem:

```
class Tree<K> { .. int size () { ... } }
Tree<Foo> t = ...; int s = t.size();
```

- Übung: betrachte Implementierung in `java.util.TreeMap<K,V>`

## Kompositum und Visitor

- ein Besucher-Objekt

```
interface Visitor<K,R> {  
    R leaf();    R branch(R left, K key, R right);    }
```

repräsentiert die beiden Schema-Argumente des *fold*

- Methode zum Empfangen des Besuchers (zum Auswerten des *fold*)

```
interface Tree<K> { ..  
    <R> R receive (Visitor<K,R> v);    }
```

- in jedem Teilnehmer des Komp. implementieren, Bsp.

```
record Leaf<K>() implements Tree<K> {  
    <R> R receive (Visitor<K,R> v){return v.leaf();}    }
```

- Anwendung: Größe (Höhe, usw.) als Besucherobjekt

## 13 Prüfungsmodus in autotool

### Überblick, Verschiedenes

- bekannt: Aufgabenstellung, Eingaben, Ausgaben (Fehlermeldungen): wie in Hausaufgaben
- neu: (konfigurierbar durch Aufgabensteller, je Aufgabe)
  - Anzeige der Bewertung erst nach Ende der Bearbeitungs (Prüfungs)zeit
  - ...oder doch vorher, dann aber mit
  - Abwertung bei Fehlern (z.B. Syntaxfehler: minus 1 Prozent, Semantik-Fehler: minus 10 Prozent)
- Test in KW26 (Dienstag) 9:30 und 13:45, Termin/Räumen bitte auswählen (autotool)
- Verschiedenes: restliche Übungen (Punkte), Umfragen

## 14 Verzögerte (bedarfsgesteuerte) Auswertung

### Motivation: Datenströme

Folge von Daten:

- erzeugen (producer)
- transformieren
- verarbeiten (consumer)

aus softwaretechnischen Gründen diese drei Aspekte im Programmtext trennen,  
aus Effizienzgründen in der Ausführung verschränken (bedarfsgesteuerte Transformation/Erzeugung)

### Bedarfs-Auswertung, Beispiele

- Unix: Prozesskopplung durch Pipes

```
cat foo.text | tr ' ' '\n' | wc -l
```

- Betriebssystem (Scheduler) simuliert Nebenläufigkeit
- OO: Iterator-Muster

```
Enumerable.Range(0,10).Select(n=>n*n).Sum()
```

ersetze Daten durch Unterprogr., die Daten produzieren

- FP: lazy evaluation (verzögerte Auswertung)

```
from n = n : from (n+1)  
sum $ take 10 $ map ( \ n -> n * n ) $ from 0
```

Realisierung: Termersetzung  $\Rightarrow$  Graphersetzung,

### Beispiel Bedarfsauswertung

```
data Stream a = Cons a (Stream a)  
nats :: Stream N ; nf :: N -> Stream N  
nats = nf 0 ; nf n = Cons n (nf (n+1))  
head (Cons x xs) = x ; tail (Cons x xs) = xs
```

Obwohl `nats` unendlich ist, kann Wert von `head (tail (tail nats))` bestimmt werden:

```
= head (tail (tail (nf 0)))
= head (tail (tail (Cons 0 (nf 1))))
= head (tail (nf 1))
= head (tail (Cons 1 (nf 2)))
= head (nf 2) = head (Cons 2 (nf 3)) = 2
```

es wird immer ein *äußerer* Redex reduziert  
(Bsp: `nf 3` ist ein *innerer* Redex)

### Strictness

zu jedem Typ  $T$  betrachte  $T_{\perp} = \{\perp\} \cup T$   
dabei ist  $\perp$  ein „Nicht-Resultat vom Typ  $T$ “

- Exception `undefined :: T` (bedeutet:  $\perp \in T_{\perp}$ )
- Nicht-Termination  $f\ x = f(f\ x) \Rightarrow f\ 0 = \perp$

Def.: Funktion  $f$  heißt *strikt*, wenn  $f(\perp) = \perp$ .

Fkt.  $f$  mit  $n$  Arg. heißt *strikt in  $i$* ,

falls  $\forall x_1 \dots x_n : (x_i = \perp) \Rightarrow f(x_1, \dots, x_n) = \perp$

verzögerte Auswertung eines Arguments  $\Rightarrow$  Funktion ist dort nicht strikt  
einfachste Beispiele in Haskell:

- jeder Konstruktor (`Cons, ...`) ist jedem Arg. nicht strikt
- Destruktoren (`head, tail, ...`) sind strikt.

### Beispiele Striktheit

- `length :: [a] -> Int` ist strikt:

```
length undefined ==> (exception)
```

- `(:) :: a -> [a] -> [a]` ist nicht strikt im 1. Argument:

```
length (undefined : [2,3]) ==> 3
```

d.h. `(undefined : [2,3])` ist nicht  $\perp$

- `(&&)` ist strikt im 1. Arg, nicht strikt im 2. Arg.

```
undefined && True ==> (exception)
```

```
False && undefined ==> False
```

## Implementierung der verzögerten Auswertung

Begriffe:

- *nicht strikt*: nicht zu früh auswerten
- verzögert (*lazy*): höchstens einmal auswerten (ist Spezialfall von *nicht strikt*)

bei jedem Konstruktor- und Funktionsaufruf:

- kehrt *sofort* zurück
- Resultat ist *thunk* (Paar von Funktion und Argument)
- thunk wird erst bei Bedarf ausgewertet
- Bedarf entsteht durch Pattern Matching
- nach Auswertung: thunk durch Resultat überschreiben (das ist ein Graph-Ersetzungs-Schritt) (nicht: Term-...)
- bei weiterem Bedarf: wird Resultat nachgenutzt

## Bedarfsauswertung in Scala

```
def F (x : Int) : Int = {  
    println ("F", x) ; x*x  
}  
lazy val a = F(3);  
println (a);  
println (a);
```

hier sehen wir, wann die Auswertung stattfindet, weil sie eine Nebenwirkung hat (die Ausgabe).

- in Haskell gibt es keine Nebenwirkungen, man kann lazy evaluation nur indirekt feststellen
  - (non)strictness (keine Exception)
  - Ressourcenverbrauch (Speicher, Zeit) (ghci: :set +s)

## Diskussion

- John Hughes: *Why Functional Programming Matters*, 1984 <https://www.cse.chalmers.se/~rjmh/Papers/whyfp.html>

- Bob Harper 2011 <https://existentialtype.wordpress.com/2011/04/24/the-real-point-of-laziness/>
- Lennart Augustsson 2011 <http://augustss.blogspot.de/2011/05/more-points-for.html>

### Anwendg. Lazy Eval.: Ablaufsteuerung

- Nicht-Beispiel (JS hat strikte Auswertung)

```
function wenn (b,x,y){ return b ? x : y; }
function f(x) {return wenn(x<=0,1,x*f(x-1));}
f(3)
```

- in Haskell geht das (direkt in ghci)

```
let wenn b x y = if b then x else y
let f x = wenn (x<= 0) 1 (x * f (x-1))
f 3
```

- in JS simulieren (wie sieht dann f aus?)

```
function wenn (b,x,y){ return b ? x() : y(); }
```

anstatt Wert: eine Funktion mit Argument (), die den Wert ausrechnet—aber dann *jedesmal*, ist nicht-strikt, nicht lazy (dazu müßte der Wert gespeichert werden)

### Anwendg. Lazy Eval.: Abstraktion der Programmablaufsteuerung, Modularität

- `foldr :: (e -> r -> r) -> r -> [e] -> r`  
`or = foldr (||) False`  
`-- Bsp: or [ False, True, undefined ]`  
wenn `f` nicht strikt ist, hier: `f = (||)`, werden mglw. nicht alle rekursiven Aufrufe ausgewertet

```
foldr f z (x : xs') = f x (foldr f z xs')
```

- ist nicht möglich mit strikter Auswertung

```
foldr f z (x : xs') =
  let { {- strict -} y = foldr f z xs' } in f x y
```

- strikte Sprachen erschweren benutzerdef. Abstraktion der Ablaufsteuerung, diese ist deswegen nicht modular

## Anwendg. Lazy Eval.: Streams

- *stream* ist unendliche Datenstruktur vom Typ

```
data Stream e = Cons e (Stream e)
```

Zweck ist modulare Ablaufsteuerung

- man benutzt meist den eingebauten Typ `data [a] = [] | a : [a]`
- alle anderen Anwendungen des Typs `[a]` sind *falsch*  
(zur Datenspeicherung: anstelle von Arrays, endliche Mengen)  
mehr dazu: <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/untutorial/list-or-not-list/>
- ...und höchstens stellenweise in der Lehre erlaubt, als Beispiel für Induktion (Rekursion).

## Primzahlen

```
primes :: [ Nat ]
primes = sieve ( from 2 )
```

```
from :: Nat -> [ Nat ]
from n = n : from ( n+1 )
```

```
sieve :: [ Nat ] -> [ Nat ]
sieve (x : ys) =
  x : sieve (filter (\y -> 0 < mod y x) ys)
```

(Das ist (sinngemäß) das Code-Beispiel auf <https://www.haskell.org/>)

## Semantik von **let**-Bindungen

- der Teilausdruck `undefined` wird nicht ausgewertet:

```
let { x = undefined ; y = () } in y
```

- alle Namen sind nach jedem = sichtbar:

```
let { x = y ; y = () } in x
```

- links von = kann beliebiges Muster stehen

```
let { (x, y) = (3, 4) } in x
let { (x, y) = (y, 5) } in x
```

- es muß aber passen, sonst

```
let { Just x = Nothing } in x
```

### Beispiel für Lazy Semantik in Let

- Modell: binäre Bäume wie üblich, mit `fold` dazu `data T k = L | B (T k) k (T k)`
- Aufgabe 1: jeder Schlüssel soll durch Summe aller Schlüssel ersetzt werden.

```
f (B (B L 2 L) 3 L) = B (B L 5 L) 5 L
```

```
f t = let s = fold 0 (\ x y z -> x+y+z) t
      in fold L (\ x y z -> Branch x s z) t
```

- Aufgabe 2: dasselbe mit *nur einem fold*. Hinweis:

```
f t = let { (s, r) = fold _ _ t } in r
```

### Übungsaufgaben zu Striktheit

- Beispiel 1: untersuche Striktheit der Funktion

```
f :: Bool -> Bool -> Bool
f x y = case y of { False -> x ; True -> y }
```

Antwort:

- $f$  ist nicht strikt im 1. Argument,  
denn `f undefined True = True`
- $f$  ist strikt im 2. Argument,  
denn dieses Argument ( $y$ ) ist die Diskriminante der obersten Fallunterscheidung.

- Beispiel 2: untersuche Striktheit der Funktion

```
g :: Bool -> Bool -> Bool -> Bool
g x y z =
  case (case y of False -> x ; True -> z) of
    False -> x
    True  -> False
```

Antwort (teilweise)

- ist strikt im 2. Argument, denn die Diskriminante (case y of ..) der obersten Fallunterscheidung verlangt eine Auswertung der inneren Diskriminante y.

## Hausaufgaben

SS 24: 1, 6; optional: 2, 7, 8

1. Aufgabe: strikt in welchen Argumenten?

```
f x y z = case y || x of
  False -> y
  True  -> case z && y of
    False -> z
    True   -> False
```

die Eigenschaft lt. Definition: (a) erklären und (b) mit `ghci` experimentell überprüfen

Bereiten Sie eine ähnliche Aufgabe vor, die Sie in der Übung den anderen Teilnehmern stellen.

2. Bestimmen Sie jeweils die ersten Elemente dieser Folgen (1. auf Papier durch Umformen, 2. mit `ghci`).

Vorher für die Hilfsfunktionen (`map`, `zipWith`, `concat`): 1. Typ feststellen, 2. Testfälle für endliche Listen

- (a) `f = 0 : 1 : f`
- (b) `n = 0 : map (\ x -> 1 + x) n`
- (c) `xs = 1 : map (\ x -> 2 * x) xs`

```
(d) ys = False
      : tail (concat (map (\y -> [y,not y]) ys))
(e) zs = 0 : 1 : zipWith (+) zs (tail zs)
```

siehe auch <https://www.imn.htwk-leipzig.de/~waldmann/etc/stream/>

### 3. Für Peano-Zahlen und Eigenbau-Listen implementieren:

```
len :: List a -> N als fold,
```

Vergleich (gt: greater than, größer als) wie folgt:

```
gt :: N -> N -> Bool
gt Z y = _
gt (S x) Z = _
gt (S x) (S y) = gt _ _
```

und diese Auswertung erklären:

```
gt (len (Cons () (Cons () undefined)))
   (len (Cons () Nil))
```

Unterschiede erklären zu

```
length (() : () : undefined) > length (() : undefined)
```

### 4. Folie Ablaufsteuerung: Ifthenelse (wenn) als Funktion in Haskell, in Javascript, Simulation der nicht-strikten Auswertung.

### 5. Algorithmus aus Appendix A aus Chris Okasaki: *Breadth-First Numbering: Lessons from a Small Exercise in Algorithm Design* (ICFP 2000) implementieren (von where auf let umschreiben), testen und erklären

### 6. für Peano-Zahlen mit plus, mal, hoch wie üblich (rekursiv oder mit fold) sowie gt wie vorige Aufgabe:

wie teuer ist `gt (hoch (S (S Z)) (hoch ...)) Z`?

gilt Monotonie der arithmetischen Funktionen?

Bsp: folgt aus `gt x y = True`, daß `gt (mal x (S Z)) (mal y (S Z)) = True`?  
 daß `gt (mal (S Z) x) (mal (S Z) y) = True`?

Betrachten Sie Beispiele wie `x = (S (S undefined))`; `y = (S Z)`.

7. Def:  $f :: \text{Tree } k \rightarrow b$  heißt *strikt in der Struktur*, wenn für für alle  $t$  gilt: wenn  $t$  ein  $\perp$  an Stelle eines Konstruktors enthält, dann  $f(t) = \perp$ .

Entspr.: *strikt in den Schlüsseln*, wenn „...  $\perp$  an Stelle eines Schlüssels...“.

Bsp: `nodes` ist nicht strikt in den Schlüsseln, denn `nodes (Branch Leaf undefined Leaf)`

Untersuchen Sie diese Eigenschaften für die Funktionen aus früherer Aufgabe für Fold auf binären Bäumen.

8. aus aktuellem Anlaß: *Lazy Evaluation und Künstliche Intelligenz* (Kapitel 5 aus Hughes 1984, vereinfacht:)

Funktionen `min` und `max` für Peano-Zahlen implementieren, die in der Struktur möglichst lazy sind, Bsp: `min (S Z) (S (S undefined)) = S Z`

Diese Funktionen verwenden für die minimax-Bewertung eines (Spiel)baums (binär, Schlüssel in den Blättern).

Begründen Sie: diese Bewertung ist nicht strikt in der Struktur, d.h., der exakte Spielwert kann bestimmt werden, ohne alle Teilbäume anzusehen. (Hinweis: ein Bsp. ist im Paper)

Vereinfach: Bewertung durch Bool (gewonnen/verloren). Was sind dafür `min` und `max`? Wie strikt sind diese?

### Aufgabe autotool (Beispiel)

1. Aufgabenstellung:

```
For this set of declarations
{ g x y = case (f x y True x) of
  { False -> f True True False x; True -> y }
; f z y p q = case p of { False -> True
  ; True -> case q of
    { False -> True; True -> False } } }
```

Prove that function `g` is not strict:

Write a call where at least one argument is `undefined`, such that the result is defined

(it has a head normal form with a constructor on top)

and will be obtained after at most 40 steps.

Beispiel-Lösung: `g True undefined`

2. Aufgabenstellung:

Find a replacement expression for the hole ( `_` ) in the program

```
{ f z x =
  case (g x (g x z)) of
    { False -> False; True -> False }
; g z x = _
}
```

such that evaluations of the following expressions to head normal form gives these results:

```
[ ( f undefined False, Defined )
, ( f undefined True, Bottom ) ]
```

### Beispiel-Lösung:

```
case z of {False -> False; True -> x}
```

### Beispiel-Bewertung (Ausschnitt)

```
evaluate f undefined False
(must have result Defined)
```

```
** Address 0 allocate new Thunk (f undefined False) (listToFM [ ])
```

```
>> compute head normal form for Address 0
```

```
value at address is
```

```
Thunk (f undefined False) (listToFM [ ])
```

```
** clock tick 1
```

```
is thunk, reduce it
```

```
is application
```

```
** Address 1 allocate new Thunk undefined (listToFM [ ])
```

```
** Address 2 allocate new Thunk False (listToFM [ ])
```

```
defining equations for function f
```

```
[ [ z, x ] -> case (g x (g x z)) of { False -> False; True -> Fal
```

```
>> find first applicable equation, return rhs and matching substitu
```

```
** clock tick 2
```

```
>> multi_match [ z, x ]
```

```
[ Address 1, Address 2 ]
```

```
>> match z
```

```
Address 1
```

```
<< match z
```

```
Address 1
```

```
result: Just (listToFM [ ( z, Address 1 ) ])
```

```
>> match x
```

```
Address 2
```

```

        << match x
        Address 2
        result: Just (listToFM [ ( x, Address 2 ) ])
    << multi_match [ z, x ]
    [ Address 1, Address 2 ]
    result: Just (listToFM [ ( x, Address 2 ), ( z, Address 1 ) ])
    ...

```

## 15 Fkt. höherer Ord. für Streams

### Motivation

- Verarbeitung von Datenströmen,
- durch modulare Programme,  
zusammengesetzt aus elementaren Strom-Operationen
- Auswirkungen:
  - ausdrucksstarker, übersichtlicher Code
  - effizienter Code durch Umformung (im Compiler) (GHC)
  - automatische Parallelisierung (C#, PLINQ)
  - externe Datenbank als Datenquelle (C#, LINQ)

### Motivation: Parallel-Verarbeitung

geeignete Fkt. höherer Ordnung  $\Rightarrow$  triviale Parallelisierung:

```

Func<int,int> f = x => ... // teure Rechnung
var s = Enumerable.Range(1, 20000)
    .Select( f ).Sum() ;
var s = Enumerable.Range(1, 20000)
    .AsParallel()
    .Select( f ).Sum() ;

```

Dadurch werden

- Elemente parallel verarbeitet (.Select(f))
- Resultate parallel zusammengefaßt (.Sum())

vgl. <https://learn.microsoft.com/en-us/dotnet/standard/parallel-programming/introduction-to-plinq>

## Strom-Operationen

- erzeugen (produzieren):
  - `n = 1 : map (\x -> x+1) n`
  - `Enumerable.Range(int start, int count)`
  - eigene Instanzen von `IEnumerable`
- transformieren:
  - elementweise: `map, Select`
  - gesamt: `take, drop, filter (Take, Skip, Where)`
- verbrauchen (konsumieren):
  - `fold, Aggregate`
  - Spezialfälle: `All, Any, Sum, Count`

## Strom-Produktion

- imperativ (durch Zustandsänderung)

```
Iterable<Integer> from(int start) {  
    return () -> new Iterator<Integer>() {  
        int k = start; // <-- der Zustand  
        public Integer next() { return k++; }  
        public boolean hasNext () { return true; } }; }
```

Anwendung: `for (Integer x : from(5)) { ... }`

- funktional (durch Iteration einer Funktion)

```
Stream<Integer> s = Stream.iterate(5, x->x+1);
```

Anwendung: `s.limit(10).toList()`

## Struktur-erhaltende Strom-Transf.

- elementweise (unter Beibehaltung der Struktur)
- `map :: (a -> b) -> [a] -> [b]`
- Realisierung in C#:

```
IEnumerable<B> Select<A,B>  
  (this IEnumerable <A> source,  
   Func<A,B> selector);
```

- Rechenregeln (Implementierung) für map:

```
map f [] = ... ; map f (x : xs) = ...
```

- damit kann man beweisen:

```
map f (map g xs) = map (\ x -> ... ) xs
```

## Zusatz: Struktur-erhaltende Abb. allgemein

- jeder polymorphe algebraischen Datentyp (Container) `data T a = ...` besitzt eine struktur-erhaltende elementweise Transformation (die das Typ-Argument ändern kann)
- diese ist Methode der Konstruktorklasse `Functor`:

```
class Functor c where fmap :: (a->b) -> c a -> c b
```

- Instanzen deklarieren `instance Functor T where fmap` oder vom Compiler erzeugen lassen

```
{-# language DeriveFunctor #-}  
data List a = ... deriving Functor
```

- benutzen: `fmap (\ x -> 2*x) (Cons 3 (Cons 5 Nil))`

## Zusatz: Forderungen an Funktoren

- jeder Funktor-Instanz soll diese Axiome erfüllen:
  - `fmap id = id` (wobei `id = \ x -> x`)
  - $\forall f, g: \text{fmap } (f \cdot g) = \text{fmap } f \cdot \text{fmap } g$   
(wobei  $(f \cdot g) = \lambda x \rightarrow f(g\ x)$ )
- die durch `deriving Functor` erzeugten tun es
- Ü: Implementierung ergänzen und Axiome überprüfen:

```
instance Functor Maybe where
  fmap f m = case m of
    Nothing -> _
    Just x -> _
```

## Struktur-ändernde Strom-Transf.

- Änderung der Struktur, Beibehaltung der Elemente
- aus Haskell-Standardbibliothek:

```
take :: Int -> [a] -> [a]
drop :: Int -> [a] -> [a]
filter :: (a -> Bool) -> [a] -> [a]
```
- Realisierung in C# (LINQ): `Take`, `Drop`, `Where`
- Übung: `takeWhile`, `dropWhile`, `span`
  - ausprobieren (Haskell, C#)
  - implementieren  
Haskell: 1. mit expliziter Rekursion, 2. mit `fold`  
C# (Enumerator): 1. mit `Current`, `MoveNext`, 2. `yield`

## Linq (Language integrated query) in C#

- ```
IEnumerable<int> stream = from c in cars
    where c.colour == Colour.Red
    select c.wheels;
```
- LINQ-Syntax nach Schlüsselwort `from`  
(das steht vorn — „SQL vom Kopf auf die Füße gestellt“)

- wird vom Compiler übersetzt in

```
IEnumerable<int> stream = cars
    .Where (c => c.colour == Colour.Red)
    .Select (c => c.wheels);
```

- auf Deutsch: `map wheels (filter isRed cars)`  
Funktionen 2. Ordnung: `Select = map`, `Where = filter`.

## Kombination von Strömen mit `SelectMany`

- ```
from x in Enumerable.Range(0,10)
from y in Enumerable.Range(0,x)
select y*y
```
- wird vom Compiler übersetzt in

```
Enumerable.Range(0,10)
    .SelectMany(x=>Enumerable.Range(0,x))
    .Select(y=>y*y)
```

- aus diesem Grund ist `SelectMany` wichtig
- das mathematische Modell ist `>>=` (gesprochen: bind)

```
(>>=) :: [a] -> (a -> [b]) -> [b]
xs >>= f = concat (map f xs)
```

### Zusatz: Anwendung von Bind

- `(>>=) :: [a] -> (a -> [b]) -> [b]`  
`xs >>= f = concat (map f xs)`
- `[1 .. 10] >>= \ x ->`  
`[x .. 10] >>= \ y ->`  
`[y .. 10] >>= \ z ->`  
`guard (x2 + y2 == z2) >>= \ _ ->`  
`return (x,y,z)`

- mit diesen Hilfsfunktionen

```
guard :: Bool -> [()]  
guard b = case b of False->>[]; True->>[]
```

```
return :: a -> [a] ; return x = [x]
```

### Zusatz: do-Notation

- `[1 .. 10] >>= \ x ->`  
`[x .. 10] >>= \ y ->`  
`[y .. 10] >>= \ z ->`  
`guard (x2 + y2 == z2) >>= \ _ ->`  
`return (x,y,z)`

- `do x <- [1 .. 10]`  
`y <- [x .. 10]`  
`z <- [y .. 10]`  
`guard $ x2 + y2 == z2`  
`return (x,y,z)`

- <https://www.haskell.org/onlinereport/haskell2010/haskellch3.html#x8-470003.14>

### Fold über Listen: von rechts, von links

- für den Stream-Datentyp `[a] = List a` aus der Standardbibliothek
- unser `fold` heißt `foldr`, „r“ wegen „von rechts“, (Eselsbrücke: „richtig“), aber die Argument-Reihenfolge ist falsch (ist *nicht* die Konstruktor-Reihenfolge)

$\text{foldr } f \ s \ [x_1, x_2, x_3] = f \ x_1 \ (f \ x_2 \ (f \ x_3 \ s))$   
 $\text{foldr } f \ s \ [x_1, \dots, x_n] = f \ x_1 \ (\text{foldr } f \ s \ [x_2, \dots, x_n])$

- ein anderes Rekursionmuster ist `foldl` (von links)
 

$\text{foldl } f \ s \ [x_1, x_2, x_3] = f(f(f \ s \ x_1) \ x_2) \ x_3$   
 $\text{foldl } f \ s \ [x_1, \dots, x_n] = f(\text{foldl } f \ s \ [x_1, \dots, x_{n-1}]) \ x_n$   
 speziell für Streams, nicht (wie `fold`) allgemein für Bäume
- Anwend.: bestimme `f, s` mit `reverse = foldl f s`

### Fold-Left: Beispiel

- $\text{foldl } f \ s \ [x_1, \dots, x_n] = f(\text{foldl } f \ s \ [x_1, \dots, x_{n-1}]) \ x_n$
- Aufgabe: bestimme `f, s` mit `reverse = foldl f s`
- Herleitung der Lösung durch Beispiel
 

$[3, 2, 1] = \text{reverse } [1, 2, 3]$   
 $= \text{foldl } f \ s \ [1, 2, 3]$   
 $= f(\text{foldl } f \ s \ [1, 2]) \ 3$   
 $= f(\text{reverse } [1, 2]) \ 3 = f \ [2, 1] \ 3$   
 also  $f \ [2, 1] \ 3 = [3, 2, 1]$ , d.h.,  $f \ x \ y = y : x$
- Lösung: `reverse = foldl (\ x y -> y : x) []`

### Fold-Left: Implementierung

- Eigenschaft (vorige Folie) sollte nicht als Implementierung benutzt werden, denn  $[x_1, \dots, x_{n-1}]$  ist teuer (erfordert Kopie)
- `foldl :: (b -> a -> b) -> b -> [a] -> b`  
`foldl f s xs = case xs of`  
 `[] -> s`  
 `x : xs' -> foldl f (f s x) xs'`
- zum Vergleich
 

`foldr :: (a -> b -> b) -> b -> [a] -> b`  
`foldr f s xs = case xs of`  
 `[] -> s`  
 `x : xs' -> f x (foldr f s xs')`

## Fold-Left: allgemeiner Typ

- der Typ von `Prelude.foldl` ist tatsächlich

```
Foldable t => (b->a->b) -> b -> t a -> b
```

- hierbei ist `Foldable` eine (Typ)Konstruktor-Klasse mit der einzigen (konzeptuell) wesentlichen Methode

```
class Foldable t where toList :: t a -> [a]
```

d.h., produziert eine lazy Liste, d.h., einen Iterator und Instanzen für viele generische Container-Typen

- weitere Methoden aus Effizienzgründen

## Zusammenfassung: Ströme

C# (Linq)	Haskell
<code>IEnumerable&lt;E&gt;</code>	<code>[e]</code>
• <code>Select</code>	<code>map</code>
<code>SelectMany</code>	<code>&gt;&gt;= (bind)</code>
<code>Where</code>	<code>filter</code>
<code>Aggregate</code>	<code>foldl</code>

- Ü: ergänzen um die Spalte für Streams in Java <https://docs.oracle.com/en/java/javase/22/docs/api/java.base/java/util/stream/package-summary.html>

dort Zusammenfassung u. Begründung der Bedarfsauswertung: Many stream operations ... can be implemented lazily, exposing opportunities for optimization.

## Hausaufgaben

SS 24: 1, 2, 8 oder 9; vorige Woche: 7, 8

1. die Funktion `fromBits :: [Bool] -> Integer`, Beispiel `fromBits [True, False, False]` ... als `foldr` oder als `foldl` ?

Geben Sie die eine Darstellung an, begründen Sie, daß die andere unmöglich ist.

2. Vervollständigen Sie die Gleichung

```
foldl f a (map g xs) = foldl _ _ xs
```

so, daß rechts kein `map` steht. Dieses Verschwinden des `map` heißt *Fusion*.

Fusion mit `foldr` vgl. Gill, Launchbury, Peyton Jones: *A Short Cut to Deforestation*, FCPA 1993; <https://dl.acm.org/doi/10.1145/165180.165214>

Vervollständigen Sie die Gleichung

```
foldr f a xs = foldl _ _ (reverse xs)
```

und testen Sie mit `Leancheck`. Verwenden Sie dabei `Test.LeanCheck.Function`, um auch `f` zu generieren.

3. In einem Kommentar in `GHC.List` <https://hackage.haskell.org/package/base-4.15.0.0/docs/src/GHC-List.html#filter> stellt SLPJ (wer ist das?) fest, daß man in der Gleichung

```
filter p (filter q xs)
  = filter (\ x -> q x && p x) xs
```

, die zur Programmtransformation während der Kompilation verwendet wird, die Reihenfolge der Argumente im Teilausdruck `q x && p x` nicht vertauschen darf. Warum—die Konjunktion ist kommutativ?

4. Geben Sie jeweils die strukturerhaltende Transformation als Funktor-Instanz an:

(a) Binärbäume mit Schlüssel in Verzweigungsknoten

```
data Tree a = ...
instance Functor Tree where
  fmap f t = case t of ...
```

(b) `data T a = T (Bool -> a)`  
`instance Functor T where fmap f (T g) = ...`

Überprüfen Sie (mit `Leancheck`) die Funktor-Axiome.

Vergleichen Sie das Verhalten Ihrer Implementierung mit der von `deriving Functor`.

5. warum ist keine der folgenden Instanzen korrekt? Überprüfen Sie statische Korrektheit (Typisierung) und dynamische Korrektheit (Axiome)

- (a) `instance Functor Maybe where fmap f m = m`
- (b) `instance Functor Maybe where fmap f m = Nothing`
- (c) `instance Functor [] where  
fmap f xs = reverse (map f xs)`
- (d) `instance Functor [] where  
fmap f xs = take 1 (map f xs)`

bei (c) und (d) ist `[]` der Typkonstruktor für Listen aus der Standardbibliothek, `map` die korrekte Implementierung.

#### 6. (Funktionen aus Data.List)

- implementieren Sie `scanr` mittels `foldr`.  
`scanr f z = foldr (\x (y:ys) -> _) _`
- implementieren Sie `scanr` mittels `mapAccumR`.  
`scanr f z = uncurry (:) . mapAccumR _ _`
- ergänzen Sie die allgemeingültige Aussage  
`scanr f z (reverse xs) = _ (scanl _ _ xs)`

#### 7. definieren Sie den Operator `(>=>)` durch

`f >=> g = \ xs -> f xs >=> g`

Ergänzen Sie, so daß das Resultat stimmt:

`((\x -> [1, x]) >=> _ ) 5 ==> [4, 2, 8, 2]`

Prüfen Sie, daß `(>=>)` assoziativ ist

#### 8. (Java) die Bedarfsauswertung eines Streams durch `Stream.allMatch`, `Stream.anyMatch` vorführen.

In Haskell: `all (\x -> x) [True, False, undefined]` (keine Exception)

In Java nicht so einfach, weil `Stream.of(false, true, false).allMatch(x->x)` alle Elemente schon bei Konstruktion auswertet.

Ansatz: für eine Funktion `f` mit einer Nebenwirkung (Ausgabe auf Konsole) wird ausgewertet: `Stream.of(...).map(f).allMatch(x->x)`

Dabei `f` als anonyme Funktion schreiben: `_.map(x -> { ... ; return x })`

9. (C#) (siehe kw27/P.cs im Repo, korrigierte Version des Beispiels aus der VL)

```
Func<int,bool> p = (x) => { for(int t = 2; t*t<=x; t++){if (0 == x % t) ret  
Time(()=> print (Enumerable.Range(0, 10000000).Where(p).Count()));
```

- (a) ausführen, `.AsParallel()` an der passenden Stelle einfügen, ausführen, Lauzeiten vergleichen.
- (b) die ausgebenen Zahlen auch vergleichen, untereinander und mit einer verlässlichen Quelle für die Anzahl der Primzahlen  $\leq 10^n$ .
- (c) Dieser Primzahltest `p` verwendet Zustandsänderung und händischer Programmablaufsteuerung. Geben Sie einen rein funktionalen Test mit bedarfsausgewertetem Stream an. Ergänzen Sie:

```
Func<int,bool> q = (x) => x >= 2 && Enumerable.Range(...).TakeWhile(...
```

## 16 Ausblick, Zusammenfassung

### Imperativ/Funktional (Beispiel)

- Primzahltest imperativ (mit Zustandsänderung)

```
Func<int,bool> p = (x) => {  
    for(int t = 2; t*t<=x; t++){  
        if (0 == x % t) return false;} return x>=2; }
```

Programmablaufsteuerung d. Schleifen, return

- Primzahltest funktional (ohne sichtbare Z.Ä.)

```
Func<int,bool> q = (x) => x >= 2  
&& Enumerable.Range(2, x-2)  
    .TakeWhile(t => t*t<=x).All(t => 0!= x % t)
```

P.A. durch Komposition von Ausdrücken mit bedarfsgesteuerter Auswertung

### Beispiel: Einfügen in Baum

- destruktiv (Java)

```
interface Tree<K> { void insert (K key); }
Tree<String> t = ... ;
t.insert ("foo");
```

- persistent (Java):

```
interface Tree<K> { Tree<K> insert (K key); }
Tree<String> t = ... ;
Tree<String> u = t.insert ("foo");
```

- persistent (Haskell):

```
insert :: Ord k => k -> Tree k -> Tree k
```

### Beispiel: unbalancierter Suchbaum

- `data Tree k = Leaf | Branch (Tree k) k (Tree k)`
- Invariante:  $\forall t \in \text{Tree } k . \text{monotone } (\text{inorder } t)$

```
monotone :: Ord k => [k] -> Bool
monotone xs = and $ zipWith (<=) xs $ drop 1 xs
```

- `insert :: Ord k => k -> Tree k -> Tree k`  
`insert x t = case t of`  
`Leaf -> Branch Leaf x Leaf`  
`Branch l k r -> case compare x k of ...`

- wie teuer ist die Persistenz?  
(wieviele neue Objekte entstehen bei insert,delete?)

### Größen-balancierter Suchbaum

- $|t|$ : Anzahl der Blätter,  $H(t)$ : Höhe
- Invariante: Suchbaum und  $\alpha$ -Balance (Bsp:  $\alpha = 1/4$ )  
 $\forall t = \text{Branch } l \ k \ r : \alpha|t| \leq |l| \leq (1 - \alpha)|t|$
- für jeden  $\alpha$ -balancierten Baum  $t$  gilt:  $H(t) \leq \log_{1/(1-\alpha)} |t|$ . Bsp:  $\alpha = 1/4, |t| = 10^9$

- Guy Blelloch et al.: *Just Join for Parallel Sets*, 2016 <https://arxiv.org/abs/1602.02120v3>

Implementierung von insert, delete, union, intersection  
 durch *smart constructor* für bereits separierte Argumente

```
branch :: Ord k => Tree k -> k -> Tree k -> Tree k
merge  :: Ord k => Tree k ->      Tree k -> Tree k
```

dabei *smart* = stellt Balance her

## Massen-Operationen mit Suchbäumen

- Suchbaum realisiert abstr. DT Menge. Wie realisiert man

```
intersection :: Ord k => Set k -> Set k -> Set k
```

- naiv (elementweise), Kosten:  $O(|s_1| \cdot \log |s_2|)$

```
fromList $ filter (\x1 -> member x1 s2) $ toList s1
```

- sollte aber schneller gehen, z.B., wenn  $\max s_1 < \min s_2$

- inter (Branch l1 k1 r1) s2 =  
 let (l2, found, r2) = split k1 s2  
     l = inter l1 l2 ; r = inter r1 r2  
 in if found then branch l k1 r else merge l r

Kosten  $O(m \cdot \log(\frac{M}{m} + 1))$  für  $m = \min(|s_1|, |s_2|)$ ,  $M = \max(|s_1|, |s_2|)$ .

## Aufgabe zu Data.Set.intersection

- vergleichen Sie Laufzeiten der naiven und der richtigen Implementierung.

In ghci messen mit `:set +s`. Dabei Laziness von let-Bindungen beachten. Auswertung erzwingen durch Anwenden der strikten Funktion `length`.

```
ghci> import qualified Data.Set as S
ghci> :set +s
ghci> s1 = S.fromList [ 1 .. 10^6 :: Int ]
(0.03 secs, 33,432 bytes)
ghci> length s1
```

```

1000000
(0.34 secs, 144,071,248 bytes)
ghci> length s1
1000000
(0.00 secs, 37,832 bytes)

ghci> s2 = S.fromList [ 0 .. 10^6-1 :: Int ]
(0.00 secs, 30,888 bytes)
ghci> length s2
1000000
(0.21 secs, 144,071,320 bytes)
ghci> length $ S.intersection s1 s2
999999
(0.07 secs, 75,069,072 bytes)

```

- Konstruieren Sie eine Menge  $s_3$  mit  $|s_3| = |s_2|$ , so daß  $s_1 \cap s_3$  (viel) schneller ausgewertet wird als  $s_1 \cap s_2$

### Ausdrucksstarke Typen

- das softwaretechnische Ziel statischer Typisierung ist:
  - vollständige Spezifikation = Typ
  - Implementierung erfüllt Spezifikation
    - $\iff$  Implementierung ist statisch korrekt
    - und das wird durch den Compiler überprüft*
- Beispiele:
  - nicht validieren (`:: String -> Bool`), sondern parsen (`:: String -> Maybe T`)
  - Unterscheidung zw. Aktion (`readFile "f" :: IO Text`) und ihrem Resultat (`t :: Text`)
  - Balance (log. Höhe) durch Typisierung (Fingertree)

### Geschenkte Theoreme (free theorems)

- für jedes `g :: forall a . a -> [a]` gilt:
$$\forall h :: a \rightarrow b, x :: a: g (h x) = \text{map } h (g x)$$

- das folgt allein aus dem *Typ* von  $g$  (polymorph in  $a \Rightarrow$  Implementierung von  $g$  weiß nichts über  $a$ )
- Phil Wadler: *Theorems for Free*, FCPA 1989 <https://homepages.inf.ed.ac.uk/wadler/topics/parametricity.html>

From the type of a polymorphic function we can derive a theorem that it satisfies. Every function of the same type satisfies the same theorem. This provides a free source of useful theorems, courtesy of Reynolds' abstraction theorem for the polymorphic lambda calculus.

### Ausdrucksstärkere Typen: Balance

- bekannt ist: generische Container-Typen (Element-Typ als Typ-Parameter): ergibt flexiblen (d.h., nachnutzbaren) *und* sicheren Code.
- der Typ kann auch die Form (z.B.: Balance) eines Baumes beschreiben! — Beispiel:

```
data Tree k = Single k | Deep (Tree (k,k))
```

- Anwendung: containers:Data.Sequence

```
newtype Seq a = Seq (FingerTree (Elem a))
data FingerTree a = EmptyT | Single a
  | Deep (Digit a) (FingerTree (Node a)) (Digit a)
data Node a = Node2 a a | Node3 a a a
```

### Daten-abhängige Typen (dependent types)

- Wiederholung: bisher zwei Arten von Funktionen:
  - von Datum nach Datum (z.B.: Nachfolger, Spiegelbild)
  - von Typ nach Typ (Typkonstruktor, z.B.: List, Tree)
- nützlich ist auch:
  - v. Datum nach Typ (B.: Zahl  $\rightarrow$  Vektoren dieser Länge)
- {-# language DataKinds, KindSignatures, GADTs #-}
 

```
data N = Z | S N
data Vector (l :: N) e where
  Nil  :: Vector Z e
  Cons :: e -> Vector l e -> Vector (S l) e
Anwendung: head :: Vector (S l) e -> e ist total
```

- Agda (Ulf Norell 2007, Catarina Coquand 1999) <http://wiki.portal.chalmers.se/agda>

### Wie weiter?

- genauere Betrachtung von statischer und dynamischer Semantik von programmiersprachlichen Konstrukten  
in VL Prinzipien von Programmiersprachen (Master-Pflicht), Compilerbau (M-Wahl)
- in Haskell eingebettete domainspezifische Sprachen in  
VL Constraint-Programmierung (Bachelor-W), Computermusik (M-W)
- Anwendung der fktl. Programmierung in autotool  
(Semantik, Datenbank, Weboberfläche)  
ich betreue jederzeit gern B- und M-Arbeiten, die den Code dokumentieren, testen, verbessern, erweitern.

### Zusammenfassung: Themen

- Terme, algebraische Datentypen
- Muster, Regeln, Term-Ersetzung (Progr. 1. Ordnung)
- Beweisverf.: Umformung, Fallunterscheidung, Induktion
- Polymorphie, Typvariablen, Typkonstruktoren
- Funktionen als Daten,  $\lambda$ -Kalkül (Progr. höherer Ord.)
- Rekursionsmuster (fold)
- Eingeschränkte Polymorphie (Typklassen)  
Beispiele: Eq, Ord, Show, Listable (Testdatenerzeugung)
- Striktheit, Bedarfsauswertung, Streams
- Stream-Verarbeit.: (foldl), map, filter, bind

### Aussagen

- statische Typisierung  $\Rightarrow$ 
  - findet Fehler zur Entwicklungszeit (statt Laufzeit)

- effizienter Code (keine Laufzeitprüfungen)
- generische Polymorphie: flexibler *und* sicherer Code
- Funktionen als Daten, F. höherer Ordnung ⇒
  - ausdrucksstarker, modularer, flexibler Code

Programmierer(in) sollte

- die abstrakten Konzepte kennen
- sowie ihre Realisierung (oder Simulation) in konkreten Sprachen (er)kennen und anwenden.