Objekt-Orientierte Programmiersprachen

Martin Gasbichler, Holger Gast

9. / 14. Februar 2006

Generics: Polymorphie für OOPS

- Generics sind ein relativ neues Sprachfeature in Mainstream OO-Sprachen
  - Java 2 (JDK 1.5)
  - C#
- Sie bauen jedoch auf früheren Konzepten auf
  - Parametrische Polymorphie in ML
  - Bounded Polymorphism bei Subtyping
- Grund für späte Aufnahme in Sprachen: Interaktion zwischen
  - Parametrischer Polymorphie (Generics) und
  - Subklassen-Polymorphie

Ziel hier: Ein Überblick zu Java Generics

- Anwendungen von Generics
- Rückführung auf ML Polymorphie
- Interaktion: Parameterische & Subtyp-Polymorphie
- Implementierung, Einschränkungen, Fallstricke von Java Generics

Dokumentation zu Java Generics

- Gilad Bracha: Generics in the Java Programming Language, 2004
  http://java.sun.com/j2se/1.5/pdf/generics-tutorial.pdf
- Grundlage:
  - Bracha, Odersky, Stoutamire, Wadler: "Making the Future Safe for the Past: Adding Genericity to the Java Programming Language", OOPSLA '98
  - Agesen, Freund, Mitchell: "Adding Type Parameterization to the Java Language", OOPSLA '97
- Die Spezifikation: "Adding Generic Types to the Java Programming Language" (JSR 14)
- Mehr: http://java.sun.com/j2se/1.5.0/docs/guide/language

Motivation: Ein Stapel für beliebige Objekte

```
class Stack {
    private class Node {
        private Object value;
        private Node next;
    }
    private Node top;
    public boolean empty() { return top == null; }
    public void push(Object x) {
        Node n = new Node();
        n.next = top;
        n.value = x;
        top = n;
    }
    public Object pop() {
        Object r = top.value;
        top = top.next;
        return r;
    }
}
```

`Stack` speichert beliebige Objekte in verketter Liste

Anwendung Stapel

```
Stack s = new Stack();
for (int i=0; i<17; ++i)
    s.push(new Integer(i));
int sum = 0;
while (!s.empty()) {
    Integer i = (Integer)s.pop();
    sum += i.intValue();
}
System.out.println("Summe ist "+sum);
```

- Typische Situation: Wir kennen den Typ der Elemente von `s`

⇒ Invariante: "`s` enthält nur Objekte, deren dynamischer Typ Subtyp von `Integer` ist"

- Trotzdem ist Cast erforderlich, weil Typsystem für `s.pop()` nur den statischen Typ `Object` liefert
- Grund: Konversion zur Superklasse in `push()` verliert Information

Übergang zur Parametrischen Polymorphie

Bis auf Widerruf nehmen wir ab jetzt zur Vereinfachung an,
dass dynamischer Typ = statischer Typ

- Invariante über Inhalt von `s` hängt nur von Methode `push` ab:

  Wenn `push` (als einzige Möglichkeit, neue Elemente auf den Stapel zu legen) nur Objekte von einem Typ α einfügt, dann

  - werden immer nur Objekte von Typ α auf dem Stapel liegen
  - kann `Node.value` als α deklariert wrerden
  - wird `pop` kann sicher α zurückliefern

  Annahme: Am Anfang ist Stapel leer

⇒ Ein Stapel kann die Invariante intern aufrecht erhalten

⇒ Er kann dies für alle Typen α tun

Idee zur Generischen Stapel-Klasse

```
∀α. class Stack {
    private class Node {
        private α value;
        private Node next;
    }
    private Node top;
    public void push(α x) {
        Node n = new Node();
        n.next = top;
        n.value = x;
    }
    public α pop() {
        α r = top.value;
        top = top.next;
        return r;
    }
}
```

Der Stapel mit Java Generics

```
class Stack<E> {
  private class Node {
      private E value;
      private Node next;
  }
  private Node top;
  public void push(E x) {
      Node n = new Node();
      n.next = top;
      n.value = x;
      top = n;
  }
  public E pop() {
      E r = top.value;
      top = top.next;
      return r;
  }
}
```

- Parametrische Polymorphie: Der Typ E wird Parameter von `Stack`
- `stack<`α`>` ist für jedes Typargument α benutzbar

Anwendung Generischer Stapel

```
Stack<Integer> s = new Stack<Integer>();
for (int i=0; i<17; ++i)
    s.push(new Integer(i));
int sum = 0;
while (!s.empty()) {
    sum += s.pop().intValue();
}
```

- Typargument für `Stack` gibt erlaubte Elementtypen vor
- Bei `push`: Compiler prüft, dass nur `Integer`-Instanzen eingefügt werden
- Bei `pop`: Compiler kann zusichern, dass das Ergebnis ein `Integer` ist
- Cast kann entfallen

⇒ Invariante über Inhalt von `s` ausgedrückt

Generics für Container

- Beispiel Stapel verallgemeinert zu Containern
- Container mit bestimmtem Elementtyp
  - Nehmen nur Elemente dieses Typs auf
  - Enthalten (als Invariante) nur Elemente dieses Typs
  - Geben bei Zugriffen nur Elemente dieses Typs zurück

⇒ Prototypischer Anwendungsfall für Generics

✓ Frühzeitige Fehlererkennung

✓ Weniger Casts, übersichtlicherer Code

Anwendung: Binäre Methoden

- Erinnerung: Binäre Methoden sind schwierig
- Beispiel: Interface `Comparable`

```
interface Comparable {
   boolean equal(Comparable b);
   boolean less(Comparable b);
}
```

- Wünschenswert: Das Argument `b` soll den gleichen Typ haben wie `this`.
- Haben: Eine Klasse A, die `Comparable` implementieren möchte, muß als Argument Instanzen jeder anderen Klasse akzeptieren, die `Comparable` implementiert.

Anwendung: Binäre Methoden

- Zur Implementierung muss eine Klasse Instanz-Checks durchführen

```
class Int implements Comparable {
    private int i;
    public boolean equal(Comparable b) {
      if (b instanceof Int)
         return ((Int)b).i == i;
      else return false;
    }
    public boolean less(Comparable b) {
        if (b instanceof Int)
            return i < ((Int)b).i;
        else throw new RuntimeException("Int.less");
    }
}
```

⇒ Das Typsystem trägt hier nicht zur Sicherheit bei.

Lösung mit Generics

```
interface Comparable<T> {
    boolean equal(T b);
    boolean less(T b);
}
class Int implements Comparable<Int> {
    private int i;
    public boolean equal(Int b) {
        return b.i == i;
    }
    public boolean less(Int b) {
        return i < b.i;
    }
}
```

- Lies `Comparable<`α`>` als "vergleichbar mit Typ α"
- Implementierende Klasse gibt sich selbst als α an

⇒ Keine Casts & `instanceof` notwendig

⇒ Typchecker garantiert fehlerfreien Ablauf

Compiler fängt Fehler ab

```
void test(Int i, String s) {
    i.equal(s);
}
```

Ergibt:

```
GComp.java:17: equal(Int) in Int cannot be
               applied to (java.lang.String)
        i.equal(s);
         ^
```


Vergleich mit C++ Templates

- Java Generics
  - Generische Klasse wird nur einmal übersetzt
  - Gleicher Bytecode funktioniert für alle Instanzen
  - Typparameter können nur mit Klassen instanziiert werden
- C++ Templates
  - Instanziierung mit Klassen- und Basistypen
  - Neuübersetzung für jede benötigte Instanz
    - Großer Speicherbedarf im erzeugten Code (*code bloat*)
    - Lange Compilier-Zeit
    - Compiler-Optimierung für spezielle Typen

    ⇒ Effizienz der Standard Template Library
  - Fehler treten erst bei Instanziierung auf
    - Beziehen sich auf Interna der Templates
    - Programmier kann nicht unterscheiden, ob Fehler in Benutzung oder Fehler in Template-Definition

Zwischenstand

- Generics sind eine sinnvolle Ergänzung zu klassischer OO
- Anwendungen:
  - Genaueres Wissen über dynamische Typen als Invarianten bewahren
  - Gleichheit von Typen festhalten
- Jetzt: Konzept "Polymorphie"
  - Ohne konzeptuelles Wissen kein wirkliches Verständnis konkreter Sprachkonkstrukte (➔ These dieser Vorlesung)
  - Einordnung: Die Grundideen von Generics sind nicht neu
- Schließlich:
  - Kombination von Generics und Subtypen
  - Ecken und Probleme bei Java Generics

Generics bisher

- Motivation: Subtyp-Polymorphie reicht nicht aus
- Beispiel: `Stack` für beliebige Objekte

  ⇒ Bei `s.push(new Integer(42))` geht Information verloren

  ⇒ Brauchen Cast bei `(Integer)s.pop()`
- Invariante: "Im Stapel sind nur Element eines bestimmten Typs `E`."

```
class Stack<E> {
    ...
  public void push(E x) { ... }
  public E pop() {
}
```

- `E` ist Parameter von `Stack` ➔ Parametrische Polymorphie

Generics bisher

- Zweites Beispiel: Binäre Methoden

```
interface Comparable {
   boolean less(Comparable b);
}
class Int implements Comparable {
    private int i;
    public boolean less(Comparable b) {
        if (b instanceof Int) return i < ((Int)b).i;
        else throw new RuntimeException("Int.less");
    }
}
```


Generics bisher

- Besser: Typ für zweites Argument als Parameter

```
interface Comparable<T> {
    boolean less(T b);
}
class Int implements Comparable<Int> {
    public boolean less(Int b) {
        return i < b.i;
    }
}
```

Plan für heute

- Parametrische Polymorphie in Reinform: ML
- Interaktion: Subytypen und Parametrische Polymorphie
- Fallstricke bei Java Generics

Konzept: Polymorphie in ML

- ML hatte schon 1978 polymorphe Funktionen
- Idee: Solange der Code einer Funktion auf einen Teil seiner Daten nicht zugreift soll für diesen Teil auch kein Typ festgelegt werden.

```
# let fst = fun (x,y) -> x
  val fst : 'a * 'b -> 'a = <fun>
```

  - `fst` erwartet als Argument ein Paar
  - Das rechte Datum im Paar wird nicht benutzt ➔ Typvariable `'b`
  - Das linke Datum im Paar wird nur in die Ausgabe durchgereicht ➔ Typvariable `'a` im Argument- und Ergebnistyp

Konzept: Polymorphie in ML

- Wieder die Idee: Funktion arbeitet *für alle* ($\forall$) Argumenttypen (α, β)

```
# fst (3,1);;
- : int = 3
# fst ("Die Antwort: ", 42);;
- : string = "Die Antwort: "
```

⇒ Schreibe auch Typschema für `fst` als $\forall \alpha, \beta . \alpha \times \beta \rightarrow \alpha$

- Anwendungen:
  - (Homogene) Listen mit beliebigen Elementen
  - Funktionen höherer Ordnung (Funktoren)

```
# let twice f x = f (f x);;
val twice : ('a -> 'a) -> 'a -> 'a = <fun>
# twice (fun x -> 2 + x) 5;;
- : int = 9
```


ML-Polymorphie: Der technische Ansatz

? Woher weiss der Compiler, dass eine Funktion "für alle Typen" funktioniert?

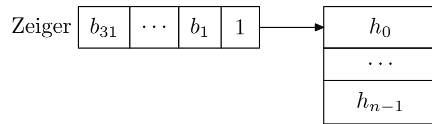
! Er hat doch den Code selbst erzeugt und kann sicherstellen, dass darin keine Operationen auftreten, die nur bestimmte Typen gültig sind.

⇒ Alle Daten müssen in einheitlichem Format abgespeichert sein

⇒ Kopien unabhängig vom Typ anlegen

- Problem: Keine direkte Verbindung zum Typsystem

ML-Polymorphie: Der technische Ansatz



- Mögliche Realisierung: Alle Daten sind Maschinenworte
  - Kleine Daten (`int`, `char`) haben Bit$_0 = 0$
    (nur 31 Bit für Integer-Darstellung)
  - Alle anderen Daten liegen auf dem Heap
    - Register enthalten Zeiger mit Bit$_0$=1
    - Zeiger verweist auf Daten in einem Heap-Block
- Kopie eines Wertes für Funktionsaufruf = Kopie des Maschinenwortes

⇒ Referenzsemantik von grossen Werten

ML-Polymorphie: Der Logische Ansatz

Die folgenden Folien verschweigen beinahe die gesamten technischen Details, sie sollen nur einen ersten Eindruck vermitteln.

? Woher weiss der Compiler, dass eine Funktion "für alle Typen" funktioniert?

- Gegenfrage: Wie beweist man, dass eine Aussage P für alle x gilt?

! Beweise P, ohne Annahmen über das x zu machen

- Aus der Analysis I: "Zu zeigen ist, dass f stetig bei z_0 ist. Nach Definition der Stetigkeit ist zu zeigen

$$\forall \varepsilon > 0. \exists \delta > 0. |z - z_0| \leq \delta \implies |f(z) - f(z_0)| \leq \varepsilon$$

Sei also ε beliebig aber fest gegeben . . . "

Der ∀-Quantor in der Prädikatenlogik

- Schreibe also

$$\Gamma \vdash P$$

für "P kann unter den Annahmen Γ bewiesen werden."

- Für den ∀-Aussage gilt dann die Herleitungsregel:

$$\frac{\Gamma \vdash P}{\Gamma \vdash \forall x.P} \qquad \text{wobei } x \text{ selbst nicht frei in } \Gamma \text{ vorkommt}$$

(Bemerkung: Die Herleitbarkeit von $\forall x.P$ hängt formal nicht vom speziellen x ab, da diese Variable als gebundene Variable beliebig umbenannt werden kann, so dass sie nicht in Γ vorkommt. Im Stetigkeitsbeispiel müssten wir dies tun, wenn wir den Namen ε schon in einem anderen Zusammenhang vergeben hätten.)

Polymorphes let in ML

- Übertragung auf ML-Polymorphie: Zeige $f : \forall \alpha.t$ für

$$e_1 = \texttt{let } f \texttt{ = } e \texttt{ in } e'$$

- Beachte:
  - e_1 ist im allgemeinen Teilausdruck eines größeren Ausdrucks e_0
  - e kann Variablen enthalten, die weiter außen in e_0 gebunden sind

⇒ Benütze Typannahmen $\Gamma = \{x_1 : s_1, \ldots, x_n : s_n\}$ für freie Variablen in e

- $\Gamma \vdash e : t$ bedeutet nun: "Unter den Typannahmen Γ (über die freien Variablen in e) hat e selbst den Typ t
- Polymorphie: Konstruktion analog zur Prädikatenlogik

$$\frac{\Gamma \vdash e : t}{\Gamma \vdash e : \forall \alpha.t} \qquad \alpha \text{ kommt nicht frei in } \Gamma \text{ vor}$$

Typinferenz

- Der ML Compiler kann alle Typen von Funktionsargumenten und `let`-gebundenen Variablen berechnen ➔ Typinferenz (oder Typrekonstruktion)
- Beachte: Ein C/C++/Java Compiler berechnet die Ergebnistypen von Ausdrücken, trotzdem spricht man hier nicht von Typinferenz
- Essentiell für Erfolg von Typinferenz in ML:

  Jeder Teilausdruck besitzt einen allgemeinsten Typ (principal type)

  - Beachte: Durch Typvariablen kann Ausdruck mehr als einen Typ haben
  - Alle möglichen Typen des Ausdrucks ergeben sich durch Ersetzen von Typvariablen im Principal Type
  - Der Principal Type ist der "beste" oder "genauste" Typ, den man dem Ausdruck zuordnen kann

⇒ Der Compiler braucht einmal berechneten Typ nicht mehr zu korrigieren

? Wir berechnet man den Principal Type?

Einschub: Gleichungen und Unifikation

- Bei Funktionsaufruf muss Typ des Arguments gleich Parameter-Typ sein
- Aber: Typvariablen dürfen ersetzt werden
- Löse Gleichung $s = t$ (für Argumenttyp s und Parametertyp t)
- Formal: Finde Ersetzung σ von Variablen durch Typen mit

$$\sigma(s) = \sigma(t)$$

- Wir sagen, dass σ eine Lösung oder ein Unifikator der Gleichung ist

  Satz (Robinson, 1965): Wenn eine Gleichung $s = t$ eine Lösung besitzt, dann besitzt sie auch eine Lösung σ_0, so dass sich jede andere Lösung σ schreiben lässt als $\sigma = \sigma' \circ \sigma_0$ für ein σ'. σ_0 heisst auch der allgemeinste Unifikator von $s = t$. σ_0 ist eindeutig bis auf Umbenennung von Variablen und wir schreiben $\sigma_0 = \mathsf{mgu}(s, t)$.

Typinferenz: Der Funktionsaufruf

- Gesucht: Funktion ti für Typinferenz
  - Eingabe sind Typannahmen Γ und Ausdruck e
  - Typinferenz muss Gleichungen lösen
  - Ergebnis ist Paar von Typ und Unifikator
  - Hinweis: Unifikator muss in allen späteren Schritten angewandt werden
- Für Funktionsaufruf $\mathsf{ti}(\Gamma, (f\ e))$
  - Berechne $\langle s, \sigma_s \rangle = \mathsf{ti}(\Gamma, f)$
  - Berechne $\langle t, \sigma_t \rangle = \mathsf{ti}(\sigma_s(\Gamma), e)$
  - Löse $\sigma = \mathsf{mgu}(\sigma_t(\sigma_s(s)), \alpha \to \beta)$ für neue Variablen α, β
  - Löse $\sigma' = \mathsf{mgu}(\sigma(\alpha), \sigma(\sigma_t(t)))$

  ⇒ $\sigma' \circ \sigma \circ \sigma_t \circ \sigma_s$ ist Lösung für $s = \alpha \to \beta$ und $\alpha = t$
  - Ergebnis: $\langle s_2, \sigma' \circ \sigma \circ \sigma_t \circ \sigma_s \rangle$

Typinferenz: Funktionen und `let`

- Für Funktion $\mathsf{ti}(\Gamma, \texttt{fun}\ x\ \texttt{->}\ e)$
  - Wähle neue Typvariable $\texttt{'a} \notin \mathsf{FV}(\Gamma)$
  - Berechne $\langle t, \sigma \rangle = \mathsf{ti}(\Gamma_x \cup \{x : \texttt{'a}\}, e)$
  - Ergebnis ist $\langle \texttt{'a} \to t, \sigma \rangle$
- Beachte: `'a` kann ersetzt werden, je nach Verwendung von `x` in `e`
- Für Bindung $\mathsf{ti}(\Gamma, \texttt{let}\ x\ \texttt{=}\ e\ \texttt{in}\ e')$
  - Berechne $\langle s, \sigma \rangle = \mathsf{ti}(\Gamma, e)$
  - Berechne $\{\texttt{'a}_1 \ldots \texttt{'a}_n\} = \mathsf{FV}(\sigma(s)) \setminus \mathsf{FV}(\sigma(\Gamma))$
    (➔ Alle Variablen, in denen `e` polymorph ist)
  - Berechne $\langle t, \sigma' \rangle = \mathsf{ti}(\sigma(\Gamma_x) \cup \{x : \forall \texttt{'a}_1 \ldots \texttt{'a}_n . \sigma(s)\}, e')$
  - Ergebnis: $\langle t, \sigma' \circ \sigma \rangle$

Typinferenz am Beispiel

$$\text{ti}(\Gamma, \texttt{let fst = fun (x,y) -> x})$$

- Wähle Typvariablen α, β für x und y
- Ergebnistyp ist α
- α, β sind frisch gewählt, kommen sicher nicht in Γ vor

⇒ Typ von `fst` ist $\forall \alpha, \beta . \alpha \times \beta \to \alpha$

- Ersetzungen sind nicht notwendig (keine Funktionsanwendung)

Typinferenz am Beispiel

```
let f = fun x ->
  let g = fun b y ->
      if b then x else y
  in g true x
```

- Wähle Typvariablen α, β, γ für `x`, `b`, `y`
- Kontext von `g` enthält Typannahme für `x`
- Berechne ti$(\{\texttt{x} : \alpha\}, \texttt{fun b y -> if b then x else y})$
- Berechne ti$(\{\texttt{x} : \alpha, \texttt{b} : \beta, \texttt{y} : \gamma\}, \texttt{if b then x else y})$
- Löse Gleichungen $\{\beta = \texttt{bool}, \alpha = \gamma\}$ ➔ $\sigma = \{\beta \mapsto \texttt{bool}, \alpha \mapsto \gamma\}$
- Haben für `g` Typ $\texttt{bool} \to \gamma \to \gamma$ in Kontext $\sigma(\{\texttt{x} : \alpha\}) = \{\texttt{x} : \gamma\}$
- Typ von `g` kann *nicht* über γ quantifiziert werden,
  da FV$(\texttt{bool} \to \gamma \to \gamma) \setminus$ FV$(\{x : \gamma\}) = \emptyset$

ML-Typinferenz

- Typinferenz rekursiv über Syntaxbaum
- Für jeden Teilausdruck kann ein Principal Typ berechnet werden
- Idee: Lösung von Typ-Gleichungen durch Ersetzung von Typvariablen
- Polymorphie bei `let`: $\forall$-“Quantifizierung” derjenigen Typvariablen, die nicht im Kontext vorkommen

⇒ Funktion arbeitet dann mit allen Typen

Subklassen-Polymorphie

- OO-Sprachen besitzen schon Polymorphie: Wenn Klasse B Subklasse von A sind, kann eine B-Instanz überall dort benutzt werden, wo eine A-Instanz erwartet wird
  - Prinzip: Statischer Typ ist Supertyp des dynamischen Typs
  - Methoden arbeiten auf mehreren Typen
  - Konversion zu Superklasse ist erlaubt
- Beziehung Subtyp-Beziehung ist transitiv, reflexiv und antisymmetrisch

⇒ Halbordnung $s \leq t$ auf Typen: s ist Subtyp von t (evtl. $s = t$)

Vergleich: Subklassen- / ML-Polymorphie

- Aspekt: Invarianten
  - Rückgabetyp einer polymorphen Methode hängt nicht vom aktuellen Argumenttyp ab
  - ⇒ Subtyp-Polymorphie verliert Information
  - Parametrische Polymorphie erhält Informationen
    - Zwischen den Signaturen verschiedener Methoden ➔ Klasseninvariante
    - Zwischen Argumenten und Rückgabe einer Methode ➔ Invariante der Methode über Verwendung der Argumente
- Aspekt: Beziehungen zwischen Typen
  - ML kennt nur Typgleichheit ➔ Lösung von Gleichungen bei Funktionsaufruf
  - OO-Sprachen: Methodenauf, Zuweisung, Lesen definieren Ungleichungen zwischen Typen

Einschub: Kann es Typinferenz für Java geben?

- Ziel: Compiler berechnet Typen für Parameter, lokale Variablen, Felder
- Naive Idee: Durchlaufe rekursiv durch die gesamte Klasse
  - Wähle für jede Variable eine neue Typvariable
  - Sammle Ungleichungen auf, die erfüllt sein müssen z.B. für Zuweisung $x = e$ (mit $x : \alpha$, $e : t$) gilt $t \leq \alpha$
  - Löse Ungeleichungen
  - Ersetze Typvariablen durch gefundene Typen

Probleme bei Typinferenz für Java

- Ziel: Schwierige Beispiele angeben
- Ungleichungen besitzen keine “allgemeinste” Lösung
  - Parameter $x : \alpha$ werde zugewiesen an $y : \beta$ und $z : \gamma$
    - Haben $\alpha \leq \beta$, $\alpha \leq \gamma$
    - Ohne Mehrfachvererbung muss entweder $\beta \leq \gamma$ oder $\gamma \leq \beta$ sein
    - Mit Interfaces: Sollen β und/oder γ Interfaces sein?
    - ⇒ Compiler kann nicht für den Programmierer entscheiden
  - Variable $x : \alpha$ erhalte durch Zuweisung Werte aus $y : \beta$ und $z : \gamma$
    - $\beta \leq \alpha$ und $\gamma \leq \alpha$ ➔ α ist Superklasse von β und γ
    - ⇒ Es kann mehrere mögliche Supertypen geben (mit Interfaces!)
    - ⇒ Compiler kann nicht für den Programmierer entscheiden
  - ⇒ Compiler kann lokal keine Entscheidung über Lösungen treffen
  - Der Typ eines Teilausdrucks kann von allen anderen Typen abhängen
    - ⇒ Keine Principal Types, wir müssen Ungleichungssysteme schlimmstenfalls global für das gesamte (!) Programm lösen
    - ⇒ Äquivalent zu globaler Datenflussanalyse ➔ rechenintensiv

Probleme bei Typinferenz für Java

- Pragmatisch: Programmierer muss häufig Casts einfügen; diese widersprechen gerade den Ungleichungen, sie leiten sich aus Invarianten über das Programm ab und können daher nicht sinnvoll automatisch eingefügt werden
- Technisch: Methodenaufruf $a.m(e)$ erfordert statischen Typ von a, um dort Signatur von m nachzuschlagen, wir haben aber nur Ungleichungen für a

  Lösung: Führe Ungleichung $a \leq \{m : s \rightarrow t\}$ ein mit Aussage: “a ist ein Record-Typ, in dem mindestens die Methode m vorkommt.

Ansätze

- Mache starke Annahmen über die Klassenhierachie: Verband

  Rehof, Mogensen: "Tractable constraints in finite semilattices" Science of Computer Programming 35, 1999

- Vereinfache nur die zu lösenden Ungleichungen, statt eine einzige Lösung zu finden

  Pottier: "Simplifying Subtyping Constraints: A Theory", Information and Computation 170(2), 2001
  Eifrig, Smith, Trifonov: "Sound Polymorphic Type Inference for Objects", OOPSLA 1995

- Lokale Typinferenz: Kontext der Typinferenz begrenzen

  Pierce, Turner: "Local Type Inference", Transactions on Programming Languages and Systems 22(1), 2000

- Heuristiken: Schränke Typinferenz so ein, daß die Erwartungen des Programmierers erfüllt werden

  Cardelli: "An implementation of $F_{<:}$" DEC Technical Report, 1993

Zusammenfassung: Typinferenz für OO-Sprachen

- Ungleichungen machen Typinferenz schwierig, da keine allgemeinsten Lösungen existieren

- Wenn dann muss das gesamte Programm betrachtet werden

- Es gibt einige pragmatische Probleme: Casts & Methoden-Signaturen

Schaue sehr kritisch, wenn jemand behauptet, eine OO-Sprache mit Typinferenz anzubieten — irgendwo muss diese Typinferenz das eigentliche Problem sehr stark beschränken, um noch zu Lösungen zu kommen.

Verbindung: Bounded Parametric Polymorphism

- Zurück zu vollständiger Typannotation!

- Häufig arbeitet Methode / Klasse auf einem beliebigen Typ, *solange* dieser nur ein Subtyp einer bestimmten Klasse ist

- Kombiniere das beste aus beiden Arten der Polymorphie
  - Parametrische Polymorphie kann Typ von Argument zu Ergebnis übertragen
  - Subtyp-Anforderung bietet Subtyp-Polymorphie mit Dynamic Dispatch

Beispiel: Bewegung eines Punktes

```
class Point {
    public int x;
    public int y;
};
class ColorPoint extends Point {
    public Color c;
};
class Mover {
    public static <T extends Point>
      T moveBy(T p, int dx, int dy) {
        p.x += dx;
        p.y += dy;
        return p;
    }
    public void test(ColorPoint p) {
        ColorPoint q = moveBy(p,1,2);
    }
};
```

Allgemeiner: Änderung per Seiteneffekt an Teil des Zustandes

F-bounded Polymorphism

```
interface Comparable<T> {
    boolean less(T b);
}
class Int implements Comparable<Int> { ... }
class Sorter<T extends Comparable<T> > {
    boolean test(T x, T y) {
        return x.less(y);
    }
};
```

- Schon gesehen: Lösung für binäre Methoden
- Neu: `Sorter` beschränkt Parameter `T` durch Interface, das `T` selbst als Typparameter nimmt

⇒ `Sorter` hat Parameter der Form $t \leq F[t]$

- Canning, Cook, Hill, Olthoff, Mitchell: "F-Bounded Polymorphism for Object-Oriented Programming" FPLCA '89

Einschub: Array-Typen in Java

- `A[]` ist Array mit Objekten, die gemeinsame Superklasse `A` besitzen
- Idee: Wollen Methode schreiben, die mit `A`-Arrays umgeht

```
public static void f(A a[]) {
  A x  = a[0];
  ...
}
```

- Java ist großzügig: Wenn `B` eine Subklasse von `A` ist, darf man auch ein `B`-Array an `f` übergeben, schliesslich sind ja alle Elemente tatsächlich Instanzen auch von `A` (per Polymorphie)

```
B b[] = new B[2];
f(b);
```

- In Java sind Arrays covariant getypt: Wenn $A \leq B$, dann ist auch $A[] \leq B[]$

⇒ Sehr praktisch in vielen alltäglichen Programmiersituationen

Einschub: Array-Typen in Java

- Problem: `f` kann auch in das `A` Array schreiben

```
public static void f(A a[]) {
  A x  = a[0];
  a[1] = new A();
}
```

- Nach Rückkehr aus Funktion steht an `b[1]` eine `A`-Instanz!

```
B b[] = new B[2];
f(b);
B y = b[1];
```

- Der Typchecker hat diese Fehlermöglichkeit übersehen

```
Exception in thread "main" java.lang.ArrayStoreException: A
```

- Java ist *nicht* streng gettypt, da trotz erfolgreichem Typcheck Laufzeitfehler wegen falscher dynamischer Typen auftreten können.

Einschub: Array-Typen in Java

- Typchecker prüft nicht alle Fehlermöglichkeiten

⇒ Laufzeitprüfung muss nachfolgen

- Array muss zur Laufzeit speichern, welche Typen eingefügt werden können
- Array enthält Verweis auf die Klasse, für die es angelegt wurde
- Bei jedem schreibenden Zugriff wird die Invariante geprüft, dass das neue Element tatsächlich eine Instanz dieser Klasse (oder einer ihrer Subklassen) ist

Folgerung: Keine Varianz für Typparameter

- Manchmal gut: $\texttt{List<}A\texttt{>} \leq \texttt{List<}B\texttt{>}$ falls $A \leq B$

⇒ `List` sollte covariant in Typparameter sein

- Kein Problem, solange alle B-Felder in $\texttt{List<}B\texttt{>}$ nur gelesen werden

⇒ Kann nicht sichergestellt werden

- (Überlege Dir an einem Beispiel, dass auch die Contravarianz-Regel $\texttt{List<}A\texttt{>} \leq \texttt{List<}B\texttt{>}$ falls $B \leq A$ zu Laufzeit-Fehlern führt.)

⇒ Generische Klassen sind immer invariant in ihren Parametern

⇒ $C\texttt{<}A\texttt{>}$ und $C\texttt{<}B\texttt{>}$ sind völlig verschiedene Typen, unabhängig davon ob A und B Subklassen voneinander sind

- Abhilfe: Wildcards = unbenannte / unbekannte Typparameter

Design-Entscheidung zu Java Generics

- Oberstes Designziel von Java Generics: Abwärtskompatibilität
  - Nicht-generischer Code läuft mit neuer Standard-Bibliothek
  - Code für Generische Klassen sollte auch noch auf älterer JVM laufen
  - Der Bytecode-Verifier der JVM soll wie bisher funktionieren

⇒ $\texttt{List<}A\texttt{>}$ muss die gleiche Implementierung haben wie `List` selbst

⇒ Typparameter A darf in der Implementierung keine Rolle spielen, nur in der Schnittstelle

Type Erasure

Übersetzung einer Klasse, die Generics benutzt:

- Typcheck für generischen Code mit Typparametern

⇒ Code respektiert Invarianten, die durch Typparameter gegeben sind

- Lösche Typparameter aus dem Code
  - Ersetze alle Typparameter durch ihre Bounds
  - Füge wo nötig Casts ein (diese schlagen nie fehl)
- Übersetze entstandenes Programm, es enthält keine Generics mehr

Folgen der Type Erasure

- Zuweisung von $\texttt{List<}A\texttt{>}$ an `List` erlaubt
- Zuweisung von `List` an $\texttt{List<}A\texttt{>}$ ergibt nur Warnung
- Keine Laufzeit-Typinformationen zu Typ-Parametern
- Daraus resultieren Einschränkungen
  - Es können keine Arrays über Typ-Parametern angelegt werden (wohl aber verarbeitet)
  - ⇒ Generische `Vector`-Klasse muss intern Casts anwenden
  - Alle Instanzen von $C\texttt{<}A\texttt{>}$ teilen sich die `static`-Felder
  - ⇒ Typen für `static`-Members können keine Typ-Parameter enthalten
  - Casts & `instanceof` sind nicht gegen Typparemeter möglich

Keine Generischen Arrays

```
class Vec<E> {
    private E store[];
    private int capacity;
    private int size;
    public int getSize() { return size; }
    private void ensureExists(int i) {
      ... new E[capacity] ...
    }
    public void put(int i, E x) {
        ensureExists(i);
        store[i] = x;
        if (i>=size) size = i + 1;
    }
    public E get(int i) {
        if (i<size) return store[i];
        else return null;
    }
}
```


Zusammenfassung

- Java Generics gründen im Konzept der Polymorphie
- Polymorphie ist ein sauber fundierter, wohluntersuchter Begriff
- Typinferenz für OO-Sprachen ist schwer, wenn nicht unmöglich
- Subtypen und Parametrische Polymorphie ergänzen sich
- Java Generics
  - Lösen viele alltägliche Probleme elegant
  - Sind abwärtskompatibel zu existierendem Code
  - Haben viele Ecken (➔ Typparameter zur Laufzeit nicht verfügbar)

Am Donnerstag

- Die Vorlesung anhand von Thesen
  - Interaktiv: Wir bringen die Thesen, ihr diskutiert sie
  - Wir bleiben Moderatoren
  - Bitte jeweils 1-2 Themenblöcke kurz nacharbeiten
- Lernstrategien und -ziele für die Diplomprüfung
  - Unsere Vorstellung von “Verstandenem Stoff”
  - Unsere Strategien zur Verwirklichkung der Ziele
- Prüfungssimulation
  - Holger & Martin spiele Prüfer und Prüflinge
  - Wir diskutieren zusammen über Ziele der Prüfung