

Fortgeschrittener Compilerbau

1. Block: OO-Sprachen am Beispiel von Bantam



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT





Organisatorisches

- ▶ Jeweils auszugsweise
Engineering a Compiler, 2. Auflage
von Keith Cooper und Linda Torczon, MKP/Elsevier 2011

Advanced Compiler Design and Implementation
von Steven Muchnick, Morgan-Kaufman 1997
- ▶ Ausgewählte wissenschaftliche Veröffentlichungen (“papers”)
 - ▶ Verlinkt auf der Vorlesungswebseite.



- ▶ Zunächst **zweimal** die Woche
 - ▶ Di 16:15 - 17:45 Uhr
 - ▶ Do 11:40 - 13:10 Uhr
 - ▶ Um möglichst schnell Wissen für Praktikum aufzubauen
- ▶ Nach ca. halber Vorlesungszeit nur noch Dienstags
- ▶ Ziel: ca. 3 SWS über die ganze Vorlesungszeit
- ▶ Diskussion zu Aufzeichnungen



- ▶ **Neu:** Übungsblätter zur Vertiefung des Stoffs und Klausurvorbereitung.



- ▶ **Neu:** Übungsblätter zur Vertiefung des Stoffs und Klausurvorbereitung.
- ▶ Insgesamt 4 Übungsblätter:
 - ▶ 2 Blätter mit theoretischem Schwerpunkt: Schriftliche Aufgaben zu Vorlesungsthemen.
 - ▶ 2 Blätter mit praktischem Schwerpunkt: Implementierung von Analysen und Optimierungen aus der Vorlesung im Bantam-Framework.

- ▶ **Neu:** Übungsblätter zur Vertiefung des Stoffs und Klausurvorbereitung.
- ▶ Insgesamt 4 Übungsblätter:
 - ▶ 2 Blätter mit theoretischem Schwerpunkt: Schriftliche Aufgaben zu Vorlesungsthemen.
 - ▶ 2 Blätter mit praktischem Schwerpunkt: Implementierung von Analysen und Optimierungen aus der Vorlesung im Bantam-Framework.
- ▶ Bearbeitung freiwillig, keine Abgaben, kein Bonus;
- ▶ Lösungsvorschlag wird nach 2 Wochen im Moodle bereitgestellt.
- ▶ Betreuung in Tutorensprechstunden (Termine werden bekanntgegeben) und im Moodle-Forum.



- ▶ **Neues Konzept:** Individuelle Aufgabenstellungen pro Gruppe zu aktuellen Compiler-Themen aus Forschung und Lehre.
- ▶ Separater Moodle-Kurs “Praktikum Compilerbau”
- ▶ Beschränkt auf 4 Gruppen mit je 4 Teilnehmern (Losverfahren bei großem Interesse).
- ▶ Anmeldung nur als vollständige 4er-Gruppe möglich (Forum zur Gruppenfindung im Moodle).
- ▶ Informationsveranstaltung und Themenvorstellung:
Freitag, 21.4.17, 14-15:30 Uhr, S2|02/E202



Bantam

- ▶ Beispielsprache für Übungsbetrieb: Bantam, eine Untermenge von Java
- ▶ Ausgabe: MIPS Assembler
- ▶ Veranschaulicht Implementierungskonzepte von OO-Sprachen

- ▶ Beispielsprache für Übungsbetrieb: Bantam, eine Untermenge von Java
 - ▶ Ausgabe: MIPS Assembler
 - ▶ Veranschaulicht Implementierungskonzepte von OO-Sprachen

 - ▶ Material
 - ▶ ESA-Version des Compiler-Frameworks + JavaDoc
 - ▶ Beispielcode, um damit Bantam-Programme in MIPS-Assembler zu übersetzen
 - ▶ MIPS-Simulator MARS, erweitert um einen Syscall 18: Aktuelle Zeit
- Außerdem, für Interessierte...
- ▶ Umfassendes Handbuch "Lab Manual" (ca. 100 Seiten)
 - ▶ Auszug aus den Original-Quellen: Vollständige IR(s)

- ▶ Beispielsprache für Übungsbetrieb: Bantam, eine Untermenge von Java
 - ▶ Ausgabe: MIPS Assembler
 - ▶ Veranschaulicht Implementierungskonzepte von OO-Sprachen

 - ▶ Material
 - ▶ ESA-Version des Compiler-Frameworks + JavaDoc
 - ▶ Beispielcode, um damit Bantam-Programme in MIPS-Assembler zu übersetzen
 - ▶ MIPS-Simulator MARS, erweitert um einen Syscall 18: Aktuelle Zeit
- Außerdem, für Interessierte...
- ▶ Umfassendes Handbuch "Lab Manual" (ca. 100 Seiten)
 - ▶ Auszug aus den Original-Quellen: Vollständige IR(s)
-
- ▶ Forum zu Fragen rund um Bantam im Moodle-Kurs



- ▶ Java-artige objektorientierte Sprache
- ▶ Stark typisierte Sprache
 - ▶ Statische und dynamische Typprüfung



- ▶ Java-artige objektorientierte Sprache
- ▶ Stark typisierte Sprache
 - ▶ Statische und dynamische Typprüfung

- ▶ Eingebaute primitive Typen
 - ▶ `int` und `boolean`

- ▶ Java-artige objektorientierte Sprache
- ▶ Stark typisierte Sprache
 - ▶ Statische und dynamische Typprüfung

- ▶ Eingebaute primitive Typen
 - ▶ `int` und `boolean`

- ▶ Eingebaute Klassen
 - ▶ `Object`, `String`, `TextIO`, `Sys`

- ▶ Java-artige objektorientierte Sprache
- ▶ Stark typisierte Sprache
 - ▶ Statische und dynamische Typprüfung

- ▶ Eingebaute primitive Typen
 - ▶ `int` und `boolean`

- ▶ Eingebaute Klassen
 - ▶ `Object`, `String`, `TextIO`, `Sys`

- ▶ Programmausführung beginnt in
 - ▶ Klasse `Main`, Methode `main()`
 - ▶ Kurz: `Main.main()`

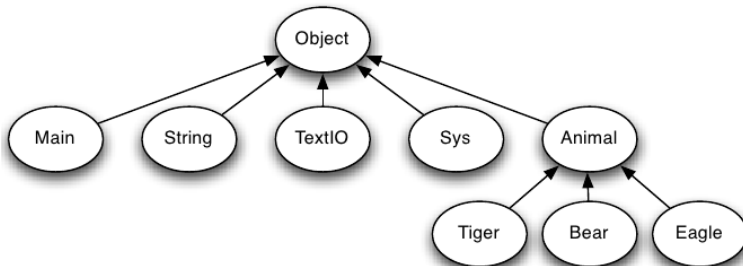
- ▶ Obermenge der einfachen Version Bantam Base, zusätzlich
 - ▶ Arrays
 - ▶ break
 - ▶ ++, --



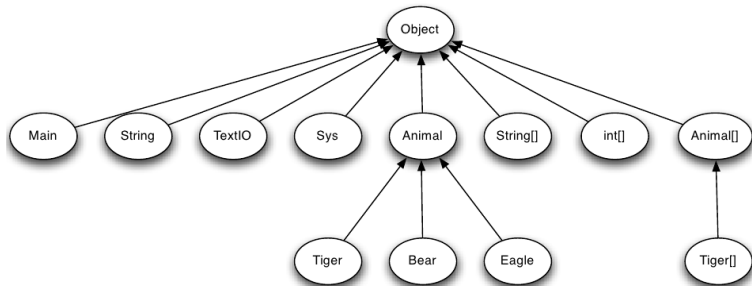
- ▶ Obermenge der einfachen Version Bantam Base, zusätzlich
 - ▶ Arrays
 - ▶ `break`
 - ▶ `++`, `--`

- ▶ Bei uns: **Untermenge** von Bantam Extended
 - ▶ Arrays
 - ▶ Kein `break`, `++`, `--`,
 - ▶ Sonst zu komplizierte Optimierung
 - ▶ Garbage Collection deaktiviert
 - ▶ Würde Instruktionszählung zu stark verfälschen

Einfache Vererbung, keine Interfaces



Vererbungs-hierarchie der Basistypen wird auf **verwendete** Arrays angewandt



Array-Typen und ihre Vererbung werden **automatisch** angelegt

- ▶ Falls `Object []` benutzt worden wäre ...
- ▶ ... hätte `Animal []` von `Object []` geerbt

```
class <name> [ extends <parent> ] {  
  <members>  
}
```

- ▶ Bezeichner beachten Groß/Kleinschreibung
- ▶ Keine Modifikatoren für Klassen
 - ▶ Kein `public`, `package`, `abstract`, `static`, `implements`
- ▶ Falls nicht anders angegeben, erben Klassen von `Object`



```
<type> <name> [ = <expression> ] ;
```

- ▶ Definieren Typ und Namen der Attribute
- ▶ Optional: Ausdruck zur Initialisierung mit Startwert
 - ▶ Wenn fehlt: Initialisierung je nach Typ auf 0, false, null



```
class Animal {  
    int    numLegs = 4;  
    boolean canFly;           // false  
    Animal mate;             // null, rekursiver Typ  
    int    strength = (numLegs * 10) + 50;  
                // darf vorher definierte Attribute benutzen  
    Object obj = new Object(); // OK  
    Animal prey = new Animal(); // Illegal  
}
```

- ▶ Initialisierungsausdrücke werden nur **einmal** bei Objekterzeugung ausgewertet
 - ▶ In Superklassen vor Subklassen
- ▶ Instanziierung von Objekten der eigenen Klasse oder von Subklassen **illegal**
 - ▶ Endloser Rekursiver Aufruf der Initialisierung
 - ▶ Führt bei Ausführung zum Abbruch wegen Speichermangel

- ▶ Zugriff auf Attribute nur über `this` und `super`
 - ▶ **Nicht** über eine Objektreferenz, also nicht `mate.canFly = true`
- ▶ Keine Zugriffsmodifikatoren wie `public`, `static`, `final`
- ▶ Alle Attribute sind implizit `protected`
 - ▶ Zugreifbar aus Klasse selbst und ihren Unterklassen

Bestandteile von Klassen: Methoden

Methods

```
<type> <name> ( [ <parameters> ] ) {  
    <statements>  
    return [ <expression> ];  
}
```

- ▶ Alle Methoden sind implizit `public`
- ▶ **Kein** Überladen von Methodennamen
 - ▶ Alle Methodennamen in einer Klasse müssen eindeutig sein
- ▶ Alle Methoden **müssen** als letzte Anweisung ein `return` haben
 - ▶ Auch solche, die den Rückgabetypp `void` haben!
 - ▶ Es darf nur **genau ein** `return` in jeder Methode geben
 - ▶ Härtere Anforderung als im “normalen” Bantam Java
 - ▶ Grund: Vereinfacht Optimierung (nur ein Ausgang aus Methode)



```
class Animal {  
    <member definitions>  
    void fight (int amount, boolean isWinner) {  
        if (isWinner)  
            strength = strength + amount * 5;  
        else  
            strength = 0;  
        return; // zwingend erforderlich  
    }  
}
```

```
class Main {
    int x0 = 0;
    void main () {
        int a = x0;
        {b1
            int b = x0;
            int x1 = 1;
            int c = x1;
            {b2
                // this would be illegal:
                // int x2 = 2;
                int d = x1;
            }b2
        }b1
        {b3
            int e = x0;
            int x3 = 3;
            int f = x3;
        }3
    }
    return;
}
```

- ▶ Geltungsbereiche werden in { ... } eingeschlossen
- ▶ Lokale Variablendeklarationen müssen **immer** einen Initialisierungsausdruck haben
- ▶ Lokale Variablen können Attribute gleichen Namens überlagern
 - ▶ Dann Zugriff auf überlagertes Attribut explizit über `this` möglich
- ▶ Lokale Variablen können sich **nicht** gegenseitig überlagern

```
class Main {  
    void main () {  
        ...  
        if (animal.getStrength() > 100) {  
            animal.fight(100, true);  
            strength = animal.getStrength();  
        }  
        ...  
    }  
}
```

- ▶ Wie in Java, `else`-Zweig ist optional
- ▶ `else` bindet immer an innerstes noch offenes `if`
- ▶ Aber keine `switch/case`-Anweisung



```
class Main {  
    void main () {  
        ...  
        while (animal.getStrength() < 100)  
            animal.fight(100, true);  
        ...  
    }  
}
```

- ▶ Wie in Java, aber kein `break/continue`



```
for ( [ < initialization > ] ; [ <predicate> ] ; [ <update> ] )  
  <statement>
```

- ▶ Ähnlich zu Java, aber kein `break/continue`
- ▶ Aber **keine** Deklaration neuer lokaler Variablen in `for`-Anweisung

```
// falsch!  
for ( int i = 0; i < 10; i = i+1)  
  sum = sum + i;
```

- ▶ Bestehen aus Untermenge von **Ausdrücken**
- ▶ Zuweisungen, Methodenaufrufe, instanzieren neuer Objekte mit `new`

```
x = y + 2;  
rect.draw(COLOR_GREEN);  
(new Rectangle()).init(20,30);
```

name = expression

name [index] = expression

objref . name = expression

objref . name [index] = expression

- ▶ Flexibilität der linken Seite eingeschränkt gegenüber Java
- ▶ Maximal **eine** Objektreferenz, **nicht** `shape.rgbcolor.red = 255`
 - ▶ Gültige Objektreferenzen sind nur `this` und `super`
- ▶ Wert des gesamten Ausdrucks ist *expression* auf rechter Seite
- ▶ Typprüfung
 - ▶ Bei primitiven Typen: Müssen **identisch** sein auf LHS und RHS
 - ▶ Bei Instanzen von Klassen: Klassen müssen **kompatibel** sein
 - ▶ Identisch
 - ▶ oder LHS Superklasse von RHS



methname (*actparameters*)
objref . *methname* (*actparameters*)

- ▶ Wenn keine Objektreferenz angegeben wird *this* angenommen
 - ▶ Auch möglich: *super*, um Suche nach Methode in Superklasse zu beginnen
 - ▶ Falls Objektreferenz *null*, Exception *_null_pointer_error* auslösen
- ▶ *methname* muß in Klasse/Superklasse der Objektreferenz definiert sein
- ▶ *actparameters* müssen zu formalen Parametern der Methode passen
- ▶ Parameterübergabe
 - ▶ Von links nach rechts
 - ▶ Als *call-by-value*
- ▶ Polymorphismus wird unterstützt
 - ▶ Laufzeittyp von *objref* bestimmt, welche Implementierung von *methname* ausgeführt wird

```
class Animal {  
    <member definitions>  
    // Simuliert einen Konstruktor  
    Animal init (int l, boolean f) {  
        numLegs = l;  
        canFly = f;  
        return this;  
    }  
}  
class Main {  
    void main() {  
        Animal animal = (new Animal()).init (4, false);  
        return;  
    }  
}
```

- ▶ Anlegen immer mit `new`
Klassenname ()
 - ▶ Beachte: Keine Parameter für `new`, da keine Konstruktoren existieren
- ▶ Konstruktorverhalten manuell nachbilden durch Init-Methode
 - ▶ Wird aber nicht automatisch aufgerufen!

`new basetype [size]`

- ▶ Legt neues Array für *size* Elemente des Typs *basetype* an
- ▶ Initialisierung je nach Typ auf 0, `false`, `null`
- ▶ Objekte müssen einzeln neu angelegt und ins Array eingetragen werden
- ▶ Einschränkungen in Bantam
 - ▶ Nur eindimensionale Arrays, keine Arrays-von-Arrays
 - ▶ Wenn Garbage Collection aktiviert ist, max 1500 Elemente je Array

Beispiel

```
int [] numArray = new int [10];
```

(*targetclass*) (*expression*)

- ▶ Beachte: *expression* muß immer geklammert sein
- ▶ *targetclass* muß typkompatibel zu dynamischem Typ von *expression* sein
 - ▶ Identisch
 - ▶ Oder Superklasse
- ▶ Beachte: Nur Objektreferenzen können typkonvertiert werden
 - ▶ Keine primitiven Typen wie `boolean` oder `int`

Beispiel: Typkonvertierung

```
// Upcasts, funktionieren immer  
Animal animal = new Tiger();  
Animal animal = (Animal)new Tiger();
```

```
// Downcast, geht nur wenn animal tatsächlich ein Tiger oder eine  
// Subklasse davon ist, oder den Wert null hat  
Tiger tiger = (Tiger)(animal);
```

```
// Gilt auch für Arrays: OK, falls alle Elemente von animals  
// Tiger oder Subklassen davon sind  
Tiger[] tigers = (Tiger[]) (animals);
```

Beispiel: Typkonvertierung



```
// Upcasts, funktionieren immer  
Animal animal = new Tiger();  
Animal animal = (Animal)(new Tiger());
```

```
// Downcast, geht nur wenn animal tatsächlich ein Tiger oder eine  
// Subklasse davon ist, oder den Wert null hat  
Tiger tiger = (Tiger)(animal);
```

```
// Gilt auch für Arrays: OK, falls alle Elemente von animals  
// Tiger oder Subklassen davon sind  
Tiger[] tigers = (Tiger[]) (animals);
```

↳ **Dynamische Typprüfung** erforderlich!

Löst Exception `_class_cast_error` bei inkompatiblen Typen aus



```
Animal[] animals = (Animal[]) ( tigers );
```

```
// hier Exception _array_store_error  
animal[0] = new Bear();
```

```
// hier aber OK  
animal[0] = (Bear) null;
```

- ▶ `animals` speichert Tiger
- ▶ Auch nach Typkonvertierung zu `Animals []`
- ▶ Zuweisung von Bär \neq `null` an Array fehlerhaft
- ▶ Löst Exception `_array_store_error` aus
- ▶ `null` ist aber zu allen Klassen typkompatibel



expression instanceof *targetclass*

- ▶ *expression* muß Objektreferenz liefern
 - ▶ Keinen primitiven Typ
- ▶ Liefert `true` falls dynamische Klasse der Objektreferenz
 - ▶ ... identisch zu *targetclass* ist, oder
 - ▶ ... eine Subklasse von *targetclass* ist
- ▶ Liefert `false` auch, wenn Objektreferenz = `null`

Skalare Typen

```
Animal animal = getNextAnimal();  
if (animal instanceof Tiger)  
    numTigers = numTigers + 1;  
else if (animal instanceof Bear)  
    numBear = numBear + 1;  
else if (animal instanceof Eagle)  
    numEagles = numEagles + 1;
```

Array Typen

```
if (animals instanceof Tiger[]) {  
    Tiger[] tigers = (Tiger [])( animals);  
    ...  
}
```

Ausdrücke: Operatoren

Im wesentlichen wie in Java



```
int x = 0;
int y = 1;
int z = 2;

x = y + z; // x is set to 3
x = y - z; // x is set to -1
x = y * z; // x is set to 2
x = y / z; // x is set to 0
x = y % z; // x is set to 1
x = -y; // x is set to -1
```

```
boolean b1 = false;
boolean b2 = false;
boolean b3 = true;

b1 = b2 && b3; // b1 is set to false
b1 = b2 || b3; // b1 is set to true
b1 = !b2; // b1 is set to true
```

```
boolean b = false;
int i1 = 0;
int i2 = 1;
int i3 = 0;

Object o1 = new Object();
Object o2 = new Object();
Object o3 = o1;

b = i1 == i2; // b is set to false
b = i1 != i2; // b is set to true
b = o1 == o2; // b is set to false
b = o1 == o3; // b is set to true
b = i1 < i2; // b is set to true
b = i1 >= i3; // b is set to true
```

- ▶ Keine Kurzschreibweisen +=, &&=, ++, -- etc.



Konstanten

- ▶ `int`: Nur in Dezimaldarstellung, $-2147483648 \dots 2147483647$ ($2^{31} - 1$)
- ▶ `boolean`: `true`, `false`
- ▶ `String`: Nur ASCII Zeichen, übliche Steuerzeichen `\n`, `\t`, etc.

Konstanten

- ▶ `int`: Nur in Dezimaldarstellung, $-2147483648 \dots 2147483647$ ($2^{31} - 1$)
- ▶ `boolean`: `true`, `false`
- ▶ `String`: Nur ASCII Zeichen, übliche Steuerzeichen `\n`, `\t`, etc.

Variablen

- ▶ Lokale Variablen: Über Namen
- ▶ Attribute dieser Klasse: Namen, optional mit vorangestelltem `this`
- ▶ Attribute von Superklassen: Namen mit vorangestelltem `super`
- ▶ Größe eines Arrays: Array Name gefolgt von `.length`
- ▶ Ein Array-Element: Array Name gefolgt von `[index]`
- ▶ Beachte: **Keine** Zugriffe auf Attribute über sonstige Objektreferenzen

Eingebaute Klassen

Implementiert als MIPS-Assembler



Class	Method signature	Method description
Object	Object clone()	copy an object
	boolean equals(Object s)	test if objects are equal (<i>i.e.</i> , alias)
	String toString()	return string representation of object
Sys	void exit(int status)	exit program with specified status
	int time() *	return UTC time
	int random() *	return random int
String	int length()	return string length
	boolean equals(Object s)	test if strings are equivalent
	String toString()	return itself
	String substring(int beginIndex, int endIndex)	return substring between the indices
	String concat(String s)	return concatenated string
TextIO	void readFile(String filename)	set to read from specified file
	void writeFile(String filename)	set to write to specified file
	void readStdin()	set to read from standard input
	void writeStdout()	set to write to standard output
	void writeStderr()	set to write to standard error
	String getString()	read next string
	int getInt()	read next int
	void putString(String s)	write specified string
	void putInt(int i)	writes specified int

Beispiel: Benutzung der I/O-Operationen



```
class Main {
    TextIO io = new TextIO();
    String output = "";

    void error () {
        io.writeStderr ();
        io.putString("Bad_input;_exiting\n");
        (new Sys()).exit (1);
        return;
    }

    String getNextLine() {
        String s = io.getString ();
        if (s == null || s.length () < 2)
            error ();
        return s.substring(1, s.length ());
    }
}
```

```
void main() {
    String s = "";
    io.readStdin();
    int n = io.getInt ();
    if (n < 1)
        error ();

    io.readFile("input.txt");
    int i = 0;
    for (i = 0; i < n && !s.equals("quit"); i++) {
        s = getNextLine();
        output = output.concat(s).concat("\n");
    }

    io.writeStdout ();
    io.putString(output);

    io.writeFile ("output.txt ");
    io.putString(output);
    return;
}
}
```



Benutzung des Systems

- ▶ `bantamc-lib-obf.jar`: Compiler-Framework
- ▶ `ExampleDriver.java`: Einfache Compiler-Steuerung, basierend auf Framework
- ▶ Einfachster Fall: Ausprobieren der Beispielprogramme von der Website

```
javac -cp bantamc-lib-obf.jar ExampleDriver.java
java -cp bantamc-lib-obf.jar:commons-lang.jar ExampleDriver X.btm
```

(benötigt aktuelle Apache CommonsLang-Bibliothek)
- ▶ Erzeugt MIPS-Assembler in Datei `out.s`
 - ▶ Kann mit `-o dateiname` in andere Datei geschrieben werden
- ▶ Compiler kann auch mehrere Dateien zusammen als ein Programm übersetzen
 - ▶ ...ging in Triangle ja nicht

- ▶ Mehr Informationen zu MARS

<http://courses.missouristate.edu/kenvollmar/mars/>

- ▶ Verwenden Sie die gepatchte Version von unserer Website

(Mars4_4+Syscall18.jar)

- ▶ Außerdem erforderlich:

- ▶ Verweis auf zu verwendende Initialisierungsdatei
- ▶ `exceptions.mars.s`: Stellt Laufzeitumgebung bereit
- ▶ **Wichtig**: Diese (Bantam-eigene) `exceptions.mars.s` verwenden
- ▶ Enthält z.B. Implementierung eingebauter Klassen und Garbage Collection

Ausführen des Programmes in `out.s` auf der Kommandozeile:

```
java -jar Mars4_4+Syscall18.jar sm me exceptions.mars.s out.s
```

- ▶ `sm` startet die Ausführung in der vom Compiler erzeugten `main`-Routine
- ▶ `me` konfiguriert zu verwendende Laufzeitumgebung
- ▶ Optionaler Parameter `ic` liefert am Ende Anzahl ausgeführter MIPS-Instruktionen
 - ▶ Enthält auch Instruktionen aus Laufzeitumgebung



Zielarchitektur und Laufzeitsystem

- ▶ RISC-Prozessor: Nur wenige einfache Befehle
 - ▶ Die aber (hoffentlich) schnell ausgeführt werden
- ▶ Load-Store-Architektur: Speicherzugriffe **nur** mit dedizierten Befehlen
 - ▶ Z.B. keine Speicherzugriffe in arithmetischen Instruktionen
- ▶ 32 Register, jeweils 32 Bit breit
 - ▶ In der Regel allgemein verwendbar
 - ▶ Keine Trennung zwischen Daten- und Adressregistern

Registername	Üblicher Verwendungszweck
\$zero	Konstante 0, kann nur gelesen werden
\$at	Temporäre Variable für Pseudoinstruktionen (z.B. <code>b1t</code>)
\$v0...\$v1	Ergebnis von Berechnungen oder Funktionen
\$a0...\$a3	Aufrufparameter für Routinen
\$t0...\$t9	Temporäre Variablen
\$s0...\$s7	Gesicherte Variablen
\$k0...\$k1	Temporäre Variablen für Betriebssystem
\$gp	Zeiger auf globale Variablen im Speicher
\$sp	Stapelzeiger
\$fp	Zeiger auf aktuellen Stack-Frame
\$ra	Rücksprungadresse aus Routine

- ▶ `$s0`: In der Regel `this`-Zeiger auf aktuelle Instanz
- ▶ `$v0`: Für Zwischenergebnisse von Rechnungen, Rückgabewert von Methoden
- ▶ `$a0`: Empfängerobjekt bei Methodenaufruf
- ▶ `$a1`: Zeilennummer dieses Methodenaufrufs
- ▶ `$a2`: Quelldateiname dieses Methodenaufrufs
- ▶ `$t0...$t3`: Hilfsregister
- ▶ Stack: Adressiert über `$sp`, wächst von oben nach unten
- ▶ Parameterübergabe für Methoden via Stack
 - ▶ Von links nach rechts mit call-by-value
- ▶ Standard-Compiler hat **keine** intelligente Registerallokation
 - ▶ Register werden bestenfalls **innerhalb** eines Sprachkonstruktes verwendet
 - ▶ In der Regel Datenhaltung in **lokalen** Variablen im Stack-Frame
- ▶ Keine Verwaltung von globalen Variablen via `$gp`



Dynamic Dispatch

Polymorphe Methodenaufrufe

dynamic dispatch

Statische Bindung möglich

```
Rect rect = (new Rect()).init (0,0,100,200);
```

```
rect.draw();
```

Polymorphe Methodenaufrufe

dynamic dispatch



Statische Bindung möglich

```
Rect rect = (new Rect()).init (0,0,100,200);  
  
rect.draw();
```

Dynamische Bindung erforderlich

```
Rect rect = (new Rect()).init (0,0,100,200);  
  
Shape shape = rect;  
  
shape.draw();
```



- ▶ An unterschiedliche Stellen springen
 - ▶ Potentiell beliebig viele
 - ▶ Indirekter Sprung: `jra1 $t0`

- ▶ An unterschiedliche Stellen springen
 - ▶ Potentiell beliebig viele
 - ▶ Indirekter Sprung: `jra1 $t0`

- ▶ An welche von diesen Stellen springen?
 - ▶ Methode heißt immer `draw()`
 - ▶ Aber unterschiedliche Implementierungen in verschiedenen Klassen
 - ▶ Auswahl der Implementierung anhand dynamischer Klasse der Instanz

- ▶ An unterschiedliche Stellen springen
 - ▶ Potentiell beliebig viele
 - ▶ Indirekter Sprung: `jra1 $t0`

- ▶ An welche von diesen Stellen springen?
 - ▶ Methode heißt immer `draw()`
 - ▶ Aber unterschiedliche Implementierungen in verschiedenen Klassen
 - ▶ Auswahl der Implementierung anhand dynamischer Klasse der Instanz

- ▶ Idee
 1. Dynamische Klasse von jeder Instanz merken
 2. Je Klasse für jede Methode Startadresse der Routine merken
 3. Damit zur Laufzeit passende Routine aufrufen

Datenstrukturen für Dynamische Bindung

Zunächst vereinfacht: Ohne Vererbung



- ▶ In jeder Instanz Typinformationen mitführen
 - ▶ Einfachster Fall: Alle Typen (Klassen) durchnummerieren
 - ▶ **Type-ID** je Instanz speichern

Datenstrukturen für Dynamische Bindung

Zunächst vereinfacht: Ohne Vererbung



- ▶ In jeder Instanz Typinformationen mitführen
 - ▶ Einfachster Fall: Alle Typen (Klassen) durchnummerieren
 - ▶ **Type-ID** je Instanz speichern

- ▶ Alle Methoden einer Klasse durchnummerieren
 - ▶ **Method-ID**
- ▶ Tabelle ordnet jeder Method-ID die Startadresse der Routine zu
 - ▶ Oft genannt *virtual method table*, *vtable*

Datenstrukturen für Dynamische Bindung

Zunächst vereinfacht: Ohne Vererbung



- ▶ In jeder Instanz Typinformationen mitführen
 - ▶ Einfachster Fall: Alle Typen (Klassen) durchnummerieren
 - ▶ **Type-ID** je Instanz speichern

- ▶ Alle Methoden einer Klasse durchnummerieren
 - ▶ **Method-ID**
- ▶ Tabelle ordnet jeder Method-ID die Startadresse der Routine zu
 - ▶ Oft genannt *virtual method table*, *vtable*

Beispiel: Vtable von Bantam Object-Klasse

```
Object_dispatch_table:  
  .word Object.clone      # Method-ID 0  
  .word Object.equals    # Method-ID 1  
  .word Object.toString  # Method-ID 2
```

- ▶ Type-ID in jeder Instanz
- ▶ Tabelle enthält zu jeder Type-ID die Vtable
- ▶ Dann Nachschlagen mit Method-ID in Vtable um Routine zu bestimmen

Beispiel für 1. Implementierungsversuch

```
Object foo = new Object(); foo.toString();
```



```
Object_dispatch_table:  
  .word Object.clone      # Method-ID 0  
  .word Object.equals    # Method-ID 1  
  .word Object.toString  # Method-ID 2  
...
```

```
class_to_vtables:  
  .word Object_dispatch_table # Type-ID 0  
  .word TextIO_dispatch_table # Type-ID 1  
  .word Sys_dispatch_table   # Type-ID 2  
...
```

Main.main: # Beispiel: Rufe Object.toString auf

```
...  
lw    $t0  0($s0)          # s0: this, Type-ID am Anfang  
sll   $t0  $t0, 2          # Byte offset bestimmen  
li    $t1  class_to_vtables  
add   $t1  $t1, $t0  
lw    $t0  0($t1)         # Vtable von Object in $t0  
lw    $t1  8($t0)         # Routine Object.toString in $t1  
jalr  $t1  
...
```



Diskussion 1. Versuch

- ▶ Funktioniert
- ▶ Potentiell aber sehr langsam für jeden Methodenaufruf
- ▶ Insbesondere **drei Speicherzugriffe** je Aufruf

Diskussion 1. Versuch

- ▶ Funktioniert
- ▶ Potentiell aber sehr langsam für jeden Methodenaufruf
- ▶ Insbesondere **drei Speicherzugriffe** je Aufruf

Verbesserung

- ▶ Trage Vtable-Adresse direkt in Instanzen ein
- ▶ Kostet 1 Wort mehr Speicher je Instanz ...
 - ▶ Unabhängig von Anzahl der Methoden
- ▶ ... läuft aber deutlich schneller

Beispiel für 2. Implementierungsversuch

```
Object foo = new Object(); foo.toString()
```



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Object_dispatch_table:

```
.word Object.clone           # Method-ID 0  
.word Object.equals          # Method-ID 1  
.word Object.toString        # Method-ID 2
```

...

Main.main: # Beispiel: Rufe Object.toString auf

...

```
lw    $t0    4($s0)           # s0: this, Vtable-Adresse an 2. Stelle  
lw    $t1    8($t0)           # Routine Object.toString in $t1  
jalr  $t1    $t1              # indirekter Aufruf
```

...

Beispiel für 2. Implementierungsversuch

```
Object foo = new Object(); foo.toString()
```



Object_dispatch_table:

```
.word Object.clone           # Method-ID 0  
.word Object.equals          # Method-ID 1  
.word Object.toString        # Method-ID 2
```

...

Main.main: # Beispiel: Rufe Object.toString auf

...

```
lw    $t0    4($s0)           # s0: this, Vtable-Adresse an 2. Stelle  
lw    $t1    8($t0)           # Routine Object.toString in $t1  
jalr  $t1    $t1              # indirekter Aufruf
```

...

Nur noch zwei Speicherzugriffe je Methodenaufruf.
Noch weiter verbesserbar?

Idee: Vtable **direkt** in Instanzen speichern

```
# Beispiel: Instanz im Speicher
# this zeigt auf den Anfang
.word 0 # 0. Wort: Type-ID
.word Object.clone # 1. Wort: Method clone
.word Object.equals # 2. Wort: Method equals
.word Object.toString # 3. Wort: Method toString
...
Main.main: # Beispiel: Rufe Object.toString auf
...
lw $t0 12($s0) # s0: this, Vtable beginnt im 1. Wort
jalr $t0 # indirekter Aufruf
...
```

3. Versuch

- ▶ Theoretisch noch schneller
 - ▶ Nur noch **einen** Speicherzugriff pro Methodenaufruf
- ▶ Braucht potentiell deutlich mehr Speicher
 - ▶ Kompletter Vtable **je Instanz**
 - ▶ Extrem teuer bei vielen Instanzen und vielen Methoden
- ▶ Ausblick: Problematisch auch bei Vererbung
 - ▶ Ändert Speicher-Layout der nachfolgenden Attribute

3. Versuch

- ▶ Theoretisch noch schneller
 - ▶ Nur noch **einen** Speicherzugriff pro Methodenaufruf
- ▶ Braucht potentiell deutlich mehr Speicher
 - ▶ Kompletter Vtable **je Instanz**
 - ▶ Extrem teuer bei vielen Instanzen und vielen Methoden
- ▶ Ausblick: Problematisch auch bei Vererbung
 - ▶ Ändert Speicher-Layout der nachfolgenden Attribute

↳ Weit verbreitet: 2. Implementierung

- ▶ **Gemeinsamer** Vtable für alle Instanzen einer Klasse
- ▶ Jede Instanz hat **eigenen** Verweis auf Vtable ihrer Klasse
- ▶ Auch in Bantam verwendet



Ziel: Ersetze dynamische durch statische Bindung

- ▶ Analysiere Programm
- ▶ Erkenne Fälle, in denen Klasse **statisch** exakt bestimmbar ist
 - ▶ Superklasse reicht nicht!
- ▶ Ersetze dann indirekten Aufruf durch direkten Aufruf



Ziel: Ersetze dynamische durch statische Bindung

- ▶ Analysiere Programm
- ▶ Erkenne Fälle, in denen Klasse **statisch** exakt bestimmbar ist
 - ▶ Superklasse reicht nicht!
- ▶ Ersetze dann indirekten Aufruf durch direkten Aufruf

```
Object foo = new Object();
```

```
foo.toString ();    // hier Typ genau bestimmbar
```

Main.main: # Beispiel: Rufe Object.toString auf

...

jal

Object.toString

direkter Aufruf

...

Auswirkungen von Vererbung

- ▶ **Erweitere** Funktionalität relativ zur Oberklasse
 - ▶ Füge neue Methoden hinzu
- ▶ **Verändere** Funktion relativ zur Oberklasse
 - ▶ Durch Überschreiben
 - ▶ Methode der Oberklasse muß aufrufbar bleiben (mit `super`)
- ▶ Nicht möglich: Entfernen von Funktionalität
- ▶ In Bantam: Nur einfache Vererbung

Auswirkungen von Vererbung

- ▶ **Erweitere** Funktionalität relativ zur Oberklasse
 - ▶ Füge neue Methoden hinzu
- ▶ **Verändere** Funktion relativ zur Oberklasse
 - ▶ Durch Überschreiben
 - ▶ Methode der Oberklasse muß aufrufbar bleiben (mit `super`)
- ▶ Nicht möglich: Entfernen von Funktionalität
- ▶ In Bantam: Nur einfache Vererbung

➡ Idee: Realisiere in Vtable der Unterklasse



1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse

1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse
 - ▶ Vtable(Unter) ist Kopie von Vtable(Ober)



1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse
 - ▶ Vtable(Unter) ist Kopie von Vtable(Ober)
2. Zusätzliche Methoden relativ zur Oberklasse



1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse
 - ▶ Vtable(Unter) ist Kopie von Vtable(Ober)
2. Zusätzliche Methoden relativ zur Oberklasse
 - ▶ Füge entsprechende Methoden **am Ende** von Vtable(Unter) an



1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse
 - ▶ Vtable(Unter) ist Kopie von Vtable(Ober)
2. Zusätzliche Methoden relativ zur Oberklasse
 - ▶ Füge entsprechende Methoden **am Ende** von Vtable(Unter) an
 - ▶ Alle Method-IDs der Oberklasse haben auch in Unterklasse Bestand



1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse
 - ▶ Vtable(Unter) ist Kopie von Vtable(Ober)
2. Zusätzliche Methoden relativ zur Oberklasse
 - ▶ Füge entsprechende Methoden **am Ende** von Vtable(Unter) an
 - ▶ Alle Method-IDs der Oberklasse haben auch in Unterklasse Bestand
3. Ändere Methoden relativ zur Oberklasse

1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse
 - ▶ Vtable(Unter) ist Kopie von Vtable(Ober)
2. Zusätzliche Methoden relativ zur Oberklasse
 - ▶ Füge entsprechende Methoden **am Ende** von Vtable(Unter) an
 - ▶ Alle Method-IDs der Oberklasse haben auch in Unterklasse Bestand
3. Ändere Methoden relativ zur Oberklasse
 - ▶ Trage neue Routinen **unter alter Method-ID** in Vtable(Unter) ein



1. Keine Änderungen relativ zur Oberklasse
 - ▶ Vtable(Unter) ist Kopie von Vtable(Ober)
2. Zusätzliche Methoden relativ zur Oberklasse
 - ▶ Füge entsprechende Methoden **am Ende** von Vtable(Unter) an
 - ▶ Alle Method-IDs der Oberklasse haben auch in Unterklasse Bestand
3. Ändere Methoden relativ zur Oberklasse
 - ▶ Trage neue Routinen **unter alter Method-ID** in Vtable(Unter) ein
 - ▶ Alte Implementierungen stehen noch in Vtable(Ober) zur Verfügung

Beispiel: 1. Keine Änderungen zur Oberklasse

Bantam

```
class X {  
    int i;  
}
```

Vtable von X

```
X_dispatch_table:  
    .word Object.clone    # Method-ID 0  
    .word Object.equals  # Method-ID 1  
    .word Object.toString # Method-ID 2
```

Beispiel: 2. Zusätzliche Methode in Unterklasse



Bantam

```
class X {  
    int i;  
    void setI(int i) {  
        this.i = i;  
        return;  
    }  
}
```

Vtable von X

```
X_dispatch_table:  
.word Object.clone    # Method-ID 0  
.word Object.equals  # Method-ID 1  
.word Object.toString # Method-ID 2  
.word X.setI         # Method-ID 3
```

Beispiel: 2. Zusätzliche Methode in Unterklasse

Geerbte Methoden bleiben unverändert



Bantam

```
X x = new X();  
Object obj = x;  
  
obj.toString (); // ruft Method-ID 2 von Object auf  
                // ist auch Method-ID 2 von X
```

MIPS-Implementierung

```
X_dispatch_table:  
.word Object.clone # Method-ID 0  
.word Object.equals # Method-ID 1  
.word Object.toString # Method-ID 2  
.word X.setl # Method-ID 3  
...  
Main.main: # Beispiel: Rufe Object.toString von x auf  
...  
lw $t0 4($s0) # s0: this = x, Vtable-Adresse an 2. Stelle  
lw $t1 8($t0) # Routine Object.toString in $t1  
jalr $t1 # indirekter Aufruf  
...
```

Beispiel: 3. Veränderte Methode in Unterklasse

Bantam

```
class X {  
    String toString () {  
        return "foo".concat(super.toString());  
    }  
}
```

Vtable von X

```
X_dispatch_table:  
.word Object.clone      # Method-ID 0  
.word Object.equals     # Method-ID 1  
.word X.toString        # Method-ID 2  
.word X.setl            # Method-ID 3
```

Beispiel: 3. Veränderte Methode in Unterklasse

Geerbte Methode wird überschrieben



```
X x = new X();  
Object obj = x;
```

```
obj.toString (); // ruft Method-ID 2 von X via obj auf
```

```
X_dispatch_table:
```

```
.word Object.clone # Method-ID 0  
.word Object.equals # Method-ID 1  
.word X.toString # Method-ID 2  
.word X.setl # Method-ID 3
```

```
Main.main: # Beispiel: Rufe X.toString von obj auf
```

```
...
```

```
lw $t0 4($s0) # s0: this = obj, Vtable-Adresse an 2. Stelle  
lw $t1 8($t0) # Routine X.toString in $t1  
jalr $t1 # indirekter Aufruf
```

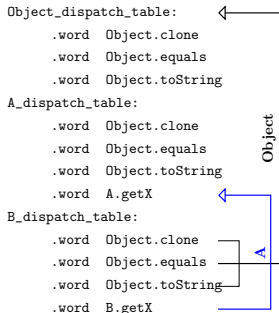
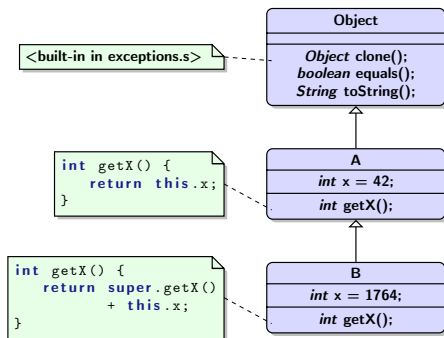
```
...
```

```
X.toString: # Aufruf von super.toString() in X.toString()
```

```
...
```

```
la $t0 Object_dispatch_table # expliziter Zugriff auf Oberklasse  
lw $t1 8($t0) # Routine Object.toString in $t1  
jalr $t1 # indirekter Aufruf
```

Beispiel: Vererbung mit zwei Unterklassen



Dynamische Prüfungen beim Methodenaufruf

... bisher weggelassen

Empfängerobjekt muß ungleich `null` sein

```
Object_dispatch_table:
.word Object.clone    # Method-ID 0
.word Object.equals  # Method-ID 1
.word Object.toString # Method-ID 2
Main.main: # Beispiel: Rufe Object.toString von obj auf
...
move $a0 $s0          # s0: this = obj
bne  $a0 $zero label45 # this != null
jal  _null_pointer_error # definiert in Bantam exceptions.s
                                # kehrt nicht mehr zurück (Programmende)

label45:
lw   $t0 4($a0)       # a0: Empfängerobj, Vtable-Adresse an 2. Stelle
lw   $t1 8($t0)       # Routine X.toString in $t1
jalr $t1          # indirekter Aufruf
...
```



Erzeugen von Objekten

- ▶ Jede neue Instanz benötigt Speicher
 - ▶ Kann vom Betriebssystem mit `syscall` angefordert werden
- ▶ Muß aber richtig initialisiert werden
 - ▶ Type-ID und Zeiger auf Vtable von Klasse
 - ▶ Attribute
 - ▶ Standardwerte `0`, `false`, `null`
 - ▶ Eigene (explizite) Initialisierung
 - ▶ Initialisiere auch Attribute der Oberklasse(n) korrekt

- ▶ Jede neue Instanz benötigt Speicher
 - ▶ Kann vom Betriebssystem mit `syscall` angefordert werden
- ▶ Muß aber richtig initialisiert werden
 - ▶ Type-ID und Zeiger auf Vtable von Klasse
 - ▶ Attribute
 - ▶ Standardwerte `0`, `false`, `null`
 - ▶ Eigene (explizite) Initialisierung
 - ▶ Initialisiere auch Attribute der Oberklasse(n) korrekt

➡ Idee: Lege **Vorlagen** von Objekten an und kopiere diese bei Instanziierung

Objekterzeugung mit Vorlagen

templates



- ▶ Templates enthalten Type-ID, Vtable und Standardwerte für alle Attribute
 - ▶ In Bantam: *Klasse_template*
- ▶ Neue Instanzen werden mittels `Object.clone` von Vorlage erzeugt
- ▶ Dann Aufruf einer Hilfsroutine für explizite Initialisierung
 - ▶ In Bantam: *Klasse_init*

Beispiel: Objekterzeugung 1



Bantam

```
class X {  
    int i;  
    int j = 42;  
    void setI(int i) { ... }  
    String toString() { ... }  
}
```

MIPS-Implementierung: Vorlage

X_template:

```
.word 2           # Type-ID  
.word 20          # Gesamtgröße der Template in Bytes  
.word X_dispatch_table # Verweis auf Vtable der Klasse X  
.word 0           # Attribut i, Standardwert  
.word 0           # Attribut j, Standardwert
```


Beispiel: Objekterzeugung 2

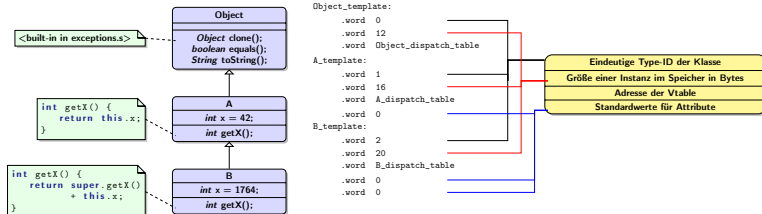
MIPS-Implementierung: Initialisierung

```
X_init :  
...  
jal Object_init      # rufe Init der Oberklasse auf  
li $v0 42  
sw $v0 16($s0)      # initialisiere Attribut j auf 42  
...
```

MIPS-Implementierung: Realisierung von `new X()`

```
Main.main:  
...  
la $a0 X_template # Zielobjekt (this) ist X_template  
jal Object.clone  # Kopie erzeugen, Zeiger auf Kopie zurück in $v0  
move $a0 $v0      # Zielobjekt (this) ist neue Instanz von X  
jal X_init        # Explizite Initialisierung der Attribute von neuer Instanz  
...
```

Beispiel: Objektvorlagen mit zwei Unterklassen





- ▶ Werden als **Singletons** realisiert
 - ▶ Für jede im Programm vorkommende Zeichenkette existiert **genau** ein String-Objekt
- ▶ Die String-Vorlagen enthalten bereits die einzelnen Zeichen des Strings
 - ▶ Müssten sonst einzeln initialisiert werden
- ▶ Haben variable Größe
 - ▶ "Foo" (3 Zeichen) vs. "Blahfasel" (9 Zeichen)
 - ▶ ASCII NUL (Wert 0x00) wird als Marker für String-Ende verwendet
 - ▶ String-Objekte müssen aber auf **Wortgrenzen** enden
 - ▶ Sonst schlägt Zugriff auf nachfolgende Daten mit `lw` fehlerhaft
 - ▶ Auffüllen auf Vielfache von vier Bytes

Beispiel: Objektvorlagen für String-Literale

Vorlage für "foo"



```
String_const_5:  
  .word 11           # Type-ID von Klasse String  
  .word 20           # Gesamtgröße in Bytes  
  .word String_dispatch_table # Vtable für Klasse String  
  .word 3            # String-Länge (ohne NUL)  
  .ascii "foo"       # Zeichen  
  .byte 0            # Endemarker NUL  
  .align 2           # Fülle auf Vielfache von 2^2 auf
```

Beispiel: Objektvorlagen für String-Literale

Vorlage für "foo"



```
String_const_5:  
  .word 11           # Type-ID von Klasse String  
  .word 20          # Gesamtgröße in Bytes  
  .word String_dispatch_table # Vtable für Klasse String  
  .word 3           # String-Länge (ohne NUL)  
  .ascii "foo"     # Zeichen  
  .byte 0          # Endemarker NUL  
  .align 2         # Fülle auf Vielfache von 2^2 auf
```

- ▶ Sonderbehandlung **nur** für String-Literale
 - ▶ Dynamisch erzeugte String-Objekte verwenden Vorlage `String_template`
- ▶ Bantam Compiler legt automatisch String-Literale an, z.B. für
 - ▶ Namen jeder Klasse
 - ▶ Dateinamen der Bantam-Quelldateien
 - ▶ ➡ werden für Exception-Fehlermeldungen verwendet



Methodenprotokoll



- ▶ Übergabe von Parametern
- ▶ Rückgabe von Ergebnis
- ▶ Aufräumen auf Stack
- ▶ **Ausnahmebehandlung** (gab es in Triangle nicht!)



- ▶ Parameter werden auf Stack übergeben
 - ▶ Von links nach rechts
 - ▶ Aufgerufene Methode räumt Stack auf
- ▶ `$a0`: `this`-Zeiger von Empfängerobjekt



- ▶ Parameter werden auf Stack übergeben
 - ▶ Von links nach rechts
 - ▶ Aufgerufene Methode räumt Stack auf
- ▶ `$a0`: `this`-Zeiger von Empfängerobjekt
- ▶ Für Ausnahmebehandlung bei ungültigem Empfängerobjekt
 - ▶ `$a1`: Zeilennummer dieses Aufrufs in Quelldatei
 - ▶ `$a2`: Zeigt auf Vorlage von String-Literal mit Quelldateiname
 - ▶ Werden verwendet zur Ausgabe einer Fehlermeldung in `_null_pointer_error`
 - ▶ Siehe Bantam-spezifisches `exceptions.s`

Beispiel: Methodenprotokoll

Bantam



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

```
class T {  
    ...  
    int bar(int a, int b) { // Aufgerufene Methode  
        return a+b;  
    }  
}  
...  
class Main {  
    void main() {  
        int temp;  
        T t = new T();  
        temp = t.bar(42, 23); // Relevante Aufrufstelle  
        ...  
    }  
}
```

Beispiel: Methodenprotokoll beim Aufrufer

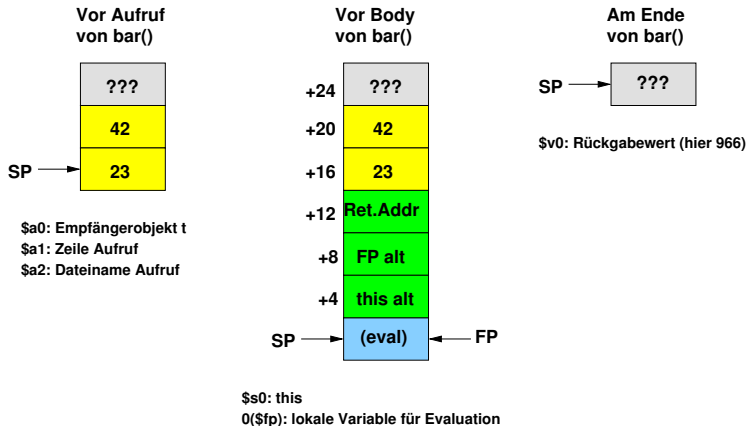
MIPS-Implementierung



Main.main:

```
...
li    $v0 42           # \
sw    $v0 -4($sp)     # | Push 42
sub   $sp $sp 4       # /
li    $v0 23           # \
sw    $v0 -4($sp)     # | Push 23
sub   $sp $sp 4       # /
li    $a1 85           # Zeile des Aufrufes in Quelldatei
la    $a2 String_const_3 # String-Literal für Dateiname "TestInherit.btm"
lw    $a0 12($fp)      # Hole Zeiger auf Instanz aus lokaler Variable t
bne   $a0 $zero label34 # Gültiges Empfängerobjekt?
jal   _null_pointer_error # nein, -> Null Pointer Exception: Fehlermeldung
label34:
lw    $t0 8($a0)       # Hole Vtable von Klasse T aus Instanz t
lw    $t0 20($t0)      # Hole Startadresse von Routine bar
jalr  $t0              # indirekter Sprung
sw    $v0 0($fp)       # speichere Rückgabewert in lokale Variable temp
...
```

Stackorganisation innerhalb einer Methode



Beispiel: Methodenprotokoll beim Aufgerufenen



T.bar:

```
add $sp $sp -16 # Platz für 3 Worte Verwaltungsdaten und eine lokale Variable
sw $ra 12($sp) # Sichere Rücksprungadresse auf Stack
sw $fp 8($sp) # Sichere alten Framepointer auf Stack (dynamic link)
sw $s0 4($sp) # sichere this-Zeiger des Aufrufers auf Stack
move $fp $sp # aktueller FP zeigt nun auf erste lokale Variable
move $s0 $a0 # this-Zeiger dieser Instanz wurde in $a0 übergeben
lw $v0 20($fp) # Hole 1. formalen Parameter
sw $v0 0($fp) # Lege ab als Zwischenergebnis der aktuellen Rechnung
lw $v0 16($fp) # Hole 2. formalen Parameter
lw $t0 0($fp) # Hole bisheriges Zwischenergebnis der aktuellen Rechnung
mul $v0 $t0 $v0 # Multipliziere 2. Parameter und Zwischenergebnis
lw $s0 4($sp) # stelle this-Zeiger des Aufrufers wieder her
lw $fp 8($sp) # stelle Framepointer des Aufrufers wieder her
lw $ra 12($sp) # Hole Rücksprungadresse
add $sp $sp 24 # gib aktuellen Frame _und_ aktuelle Parameter wieder frei
jr $ra # Rücksprung zum Aufrufer
```

Methodenprotokoll: Prolog und Epilog

Anfang und Ende von Methoden haben immer gleiches Muster



Prolog

```
AnyClass.anyMethod: # #Locals ist Anzahl der lokalen Variablen
  add $sp $sp N      # N = (3 + #Locals) * 4 Bytes
  sw  $ra R($sp)    # R = (2 + #Locals) * 4 Bytes
  sw  $fp F($sp)    # F = (1 + #Locals) * 4 Bytes
  sw  $s0 T($sp)    # T = (0 + #Locals) * 4 Bytes
  move $fp $sp      # aktueller SP zeigt nun auf neuen Framepointer
  move $s0 $a0      # this-Zeiger dieser Instanz wurde in $a0 übergeben
```

...

Methodenprotokoll: Prolog und Epilog

Anfang und Ende von Methoden haben immer gleiches Muster



Prolog

```
AnyClass.anyMethod: # #Locals ist Anzahl der lokalen Variablen
add $sp $sp N      # N = (3 + #Locals) * 4 Bytes
sw  $ra R($sp)    # R = (2 + #Locals) * 4 Bytes
sw  $fp F($sp)    # F = (1 + #Locals) * 4 Bytes
sw  $s0 T($sp)    # T = (0 + #Locals) * 4 Bytes
move $fp $sp      # aktueller SP zeigt nun auf neuen Framepointer
move $s0 $a0      # this-Zeiger dieser Instanz wurde in $a0 übergeben
...
```

Epilog

```
... # erwarte Rückgabewert in $v0
lw  $s0 T($sp)    # stelle this-Zeiger des Aufrufers wieder her
lw  $fp F($sp)    # stelle Framepointer des Aufrufers wieder her
lw  $ra R($sp)    # Hole Rücksprungadresse
add $sp $sp M     # M = N + #Params * 4 Bytes
jr  $ra           # Rücksprung zum Aufrufer
```



Dynamische Typprüfung



- ▶ Statische Typprüfung in Bantam nicht ausreichend
 - ▶ Down-Cast bei Typkonvertierung
 - ▶ `instanceof` Operatoren
 - ▶ Zuweisung an Array-Element
- ▶ Gute Nachricht
 - ▶ Objekte kennen ihre Klasse zur Laufzeit durch Type-ID
 - ▶ 1. Feld eines Objektes im Speicher



- ▶ Statische Typprüfung in Bantam nicht ausreichend
 - ▶ Down-Cast bei Typkonvertierung
 - ▶ `instanceof` Operatoren
 - ▶ Zuweisung an Array-Element
- ▶ Gute Nachricht
 - ▶ Objekte kennen ihre Klasse zur Laufzeit durch Type-ID
 - ▶ 1. Feld eines Objektes im Speicher

↳ Gesucht: Verfahren, um

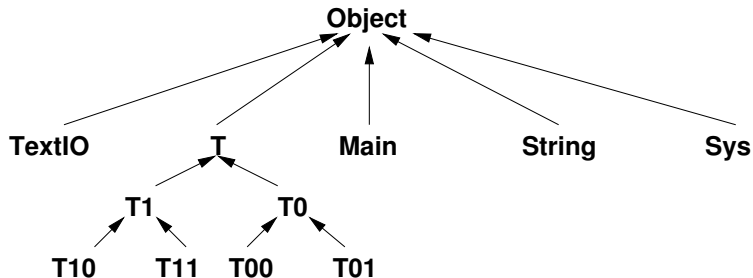
schnell zu bestimmen, ob Type-ID t_1 kompatibel zu Type-ID t_2 ist?

Kompatibel: $t_1 = t_2$ oder t_1 ist Unterklasse von t_2

Auch genannt: " t_1 ist **konform** zu t_2 "

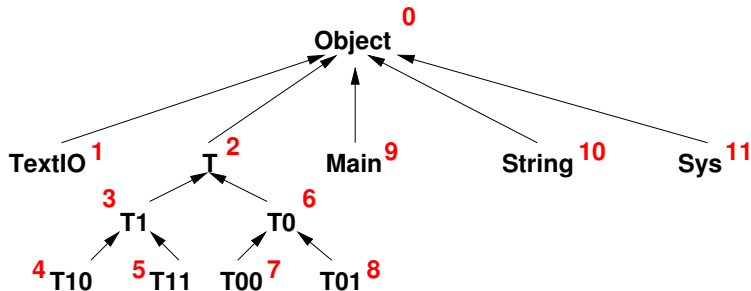
Idee: Geschickte Zuordnung von Klassen an Type-IDs

Beispiel



Idee: Geschickte Zuordnung von Klassen an Type-IDs

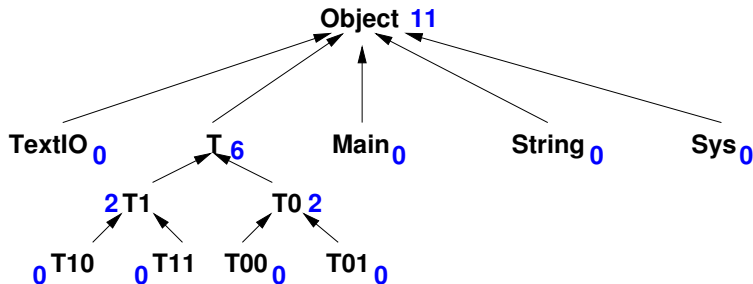
Pre-Order DFS



typeid: Numeriert in Pre-Order DFS

Idee: Geschickte Zuordnung von Klassen an Type-IDs

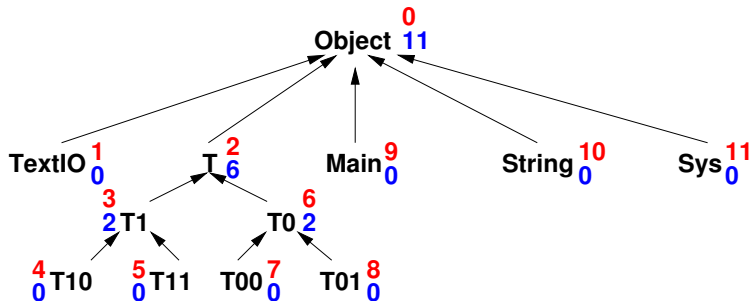
Größe der Unterbäume



k: Anzahl von Elementen im Unterbaum

Idee: Geschickte Zuordnung von Klassen an Type-IDs

Kombination



typeid: Numeriert in Pre-Order DFS

k: Anzahl von Elementen im Unterbaum

Beobachtung: Für alle transitiven Unterklassen u_i , $1 \leq i \leq k$ einer Oberklasse O gilt

$$\text{typeid}(O) \leq \text{typeid}(u_i) \leq \text{typeid}(O) + k$$

Beobachtung: Für alle transitiven Unterklassen u_i , $1 \leq i \leq k$ einer Oberklasse O gilt

$$\text{typeid}(O) \leq \text{typeid}(u_i) \leq \text{typeid}(O) + k$$

Damit formulierbar

“Klasse K_1 ist konform zu Klasse K_2 ”

$$\Leftrightarrow \text{typeid}(K_2) \leq \text{typeid}(K_1) \leq \text{typeid}(K_2) + k$$

Beobachtung: Für alle transitiven Unterklassen u_i , $1 \leq i \leq k$ einer Oberklasse O gilt

$$\text{typeid}(O) \leq \text{typeid}(u_i) \leq \text{typeid}(O) + k$$

Damit formulierbar

“Klasse K_1 ist konform zu Klasse K_2 ”

$$\Leftrightarrow \text{typeid}(K_2) \leq \text{typeid}(K_1) \leq \text{typeid}(K_2) + k$$

➡ Nutzen für dynamische Typprüfungen

Typumwandlung mit Down-Cast



```
class T { // Type-ID 2, k=1
    void foo() { (new TextIO()).putString("blah"); return; }
}

class T0 extends T { // Type-ID 3, k = 0
    void bar() { (new TextIO()).putString("fasel"); return; }
}

class Main {
    void main() {
        T0 t0 = new T0();
        Object obj = t0;
        ((T) (obj)).foo(); // Typkonvertierung mit Down-Cast
        t0 = (T0) (null); // ist immer legal
        return;
    }
}
```

```
((T) (obj)).foo();  
t0 = (T0) (null);
```

- ▶ Zielklasse K_2 der Konvertierung ist **bekannt** (hier T)
- ▶ Klasse K_1 der Instanz `obj` ist unbekannt
- ▶ `null` ist zu jedem Typ konform
- ▶ Wenn K_1 nicht zu K_2 konform, Class Cast Exception auslösen

Dynamische Typprüfung für Down-Cast

MIPS-Assembler



```
lw $v0 4($fp)           # obj ist in 4($fp)
beq $v0 $zero label11  # falls t == null, Down Cast immer OK
lw $t0 0($v0)           # hole typeid(obj) nach $t0
li $t1 3                # hole typeid(T)+k = 2+1
bgt $t0 $t1 label10    # wenn typeid(obj) > typeid(T)+k, Fehler
li $t1 2                # hole typeid(T) = 2
blt $t0 $t1 label10    # wenn typeid(obj) < typeid(T), Fehler
b label11              # alles soweit OK, weitermachen
label10:               # HIER: Class Cast Exception auslösen -----
li $a1 13              # Zeilennummer dieses Down Casts
la $a2 String_const_3 # Dateiname dieses Down Casts
jal _class_cast_error  # Fehlermeldung ausgeben und Programm beenden
label11:               # HIER: Down-Cast OK -----
sw $v0 8($fp)         # Speichere Zwischenergebnis von Down-Cast
li $a1 13              # Zeile des Aufrufes von foo()
la $a2 String_const_3 # Dateiname des Aufrufes von foo()
lw $a0 8($fp)         # Empfängerobjekt (this) ist Ergebnis von Down-Cast
bne $a0 $zero label8  # Empfängerobjekt gültig?
jal _null_pointer_error # Nein, Null Pointer Exception
label8:               # HIER: Aufruf von foo() ausführen -----
lw $t0 8($a0)         # Vtable von Instanz holen
lw $t0 12($t0)        # Methode foo() hat Method-ID 3, offset=12 Bytes
jalr $t0               # foo() anspringen
```

`obj instanceof T`

- ▶ Vergleichbar zur Typrprüfung bei Down-Cast
- ▶ Kann aber keine Exception auslösen
- ▶ Liefert entweder `true` oder `false`
 - ▶ `false` wenn `obj == null` ist

Dynamische Typprüfung für `instanceof`

MIPS-Assembler

```
...
lw $v0 8($fp)           # lade obj nach $v0
beq $v0 $zero label14  # falls obj == null, instanceof -> false
lw $t0 0($v0)           # hole typeid(obj)
li $t1 3                # hole typeid(T)+k = 2+1
bgt $t0 $t1 label14    # wenn typeid(obj) > typeid(T)+k -> false
li $t1 2                # hole typeid(T) = 2
blt $t0 $t1 label14    # wenn typeid(obj) < typeid(T) -> false
b label13              # obj ist != null und konform zu T -> true
label14:               # HIER: gebe Ergebnis false zurück -----
li $v0 0                # setze Wert für false in Ergebnisregister
b label15              # zum Ende der Berechnung
label13:               # HIER: gebe Ergebnis true zurück -----
li $v0 -1              # setze Wert für true in Ergebnisregister
label15:               # Ende der Berechnung von instanceof
...                    # Boolesches Ergebnis in Ergebnisregister $v0
```

Zuweisung von Array-Elementen



```
class Animal { ... } // Type-ID 3

class Tiger extends Animal { ... } // Type-ID 5

class Bear extends Animal { ... } // Type-ID 4

// implizit deklariert, werden automatisch erzeugt
// class Animal[] extends Object {} // Type-ID 11
// class Tiger[] extends Animal[] {} // Type-ID 13
// Array Type-IDs sind Type-IDs der Basistypen
// + Anzahl der nicht-Array-Klassen (hier =8)

class Main {
    void main() {
        Animal[] animals = new Tiger[10];
        animals[0] = new Bear(); // dynamische Typprüfung erforderlich
        return;
    }
}
```

```
Animal[] animals = new Tiger[10];  
    animals[0] = new Bear();
```

- ▶ Ähnlich wie Typprüfung für Down-Cast
- ▶ Aber: Hier K_1 (Typ von RHS) **und** K_2 (Basistyp des Arrays) variabel


```
Animal[] animals = new Tiger[10];  
    animals[0] = new Bear();
```

- ▶ Ähnlich wie Typprüfung für Down-Cast
- ▶ Aber: Hier K_1 (Typ von RHS) **und** K_2 (Basistyp des Arrays) variabel
- ▶ Vorgehen
 - ▶ Zur Laufzeit Typen von LHS und RHS bestimmen
 - ▶ **Zur Laufzeit** Intervall der zu K_2 konformen Type-IDs bestimmen
 - ▶ Benötigt zusätzliche Datenstruktur
 - ▶ Zu jeder Klasse Anzahl der transitiven Unterklassen

Dynamische Typprüfung für Zuweisung an Array Element

Infrastruktur



subclass_num_table:

```
.word 17 # Unterklassen von Object (Type-ID 0)
.word 0  # Unterklassen von String (Type-ID 1)
.word 0  # Unterklassen von Sys (Type-ID 2)
.word 2  # Unterklassen von Animal (Type-ID 3)
.word 0  # Unterklassen von Bear (Type-ID 4)
.word 0  # Unterklassen von Tiger (Type-ID 5)
.word 0  # Unterklassen von Main (Type-ID 6)
.word 0  # Unterklassen von TextIO (Type-ID 7)
```

- ▶ Bildet Type-IDs auf Anzahl der transitiven Unterklassen ab
- ▶ Wird nur benötigt für Basistypen, nicht für die automatisch angelegten Array-Typen

Dynamische Typprüfung für Zuweisung an Array Element

MIPS-Assembler

```
...
lw $t2 0($t0)           # hole typeid(LHS[]), hier Tiger[], nach $t2. Type-ID 13
sub $t2 $t2 $t2 8       # berechne typeid(LHS)=Tiger=Type-ID 5, den Basistyp von Tiger[]
lw $t1 4($fp)          # hole RHS nach $t1 (neue Bear-Instanz)
beq $t1 $zero label8   # wenn null -> Zuweisung immer OK
lw $t1 0($t1)          # hole typeid(RHS) = Bear, Type-ID 4
blt $t1 $t2 label9     # wenn typeid(RHS) < typeid(LHS), nicht konform -> Fehler
mul $t2 $t2 $t2 4      # Berechne Offset in subclass_num_table als Type-ID*4 Bytes
la $t3 subclass_num_table # Adressberechnung für Array-Zugriff
add $t3 $t2 $t3        # --- " ---
lw $t3 0($t3)          # Lese Anzahl transitiver Unterklassen zu typeid(LHS), hier 0
lw $t2 0($t0)          # hole typeid(LHS[]), hier Tiger[], nach $t2. Type-ID 13
sub $t2 $t2 $t2 8       # berechne typeid(LHS)=Tiger=Type-ID 5, den Basistyp von Tiger[]
add $t2 $t2 $t3        # Bestimme Obergrenze der konformen Type-IDs in $t3, hier Type-ID 5
bgt $t1 $t2 label9     # wenn typeid(RHS) > konforme Obergrenze -> Fehler
b label8               # sonst Typprüfung der Zuweisung OK
label9:                # HIER: Inkompatible Typen, Fehlermeldung ausgeben -----
lw $t0 0($t0)          # Für Fehlermeldung: $t0 = typeid(LHS[]), $t1 = typeid(RHS)
jal _array_store_error # Fehlermeldung und Programmende
label8:                # HIER: Zuweisung ist legal -----
...

```



Hilfsinfrastruktur

Bilde Type-IDs auf Namen ab

Für Fehlermeldungen



```
class_name_table:
  .word String_const_1 # "Object"
  .word String_const_2 # "String"
  .word String_const_3 # "Sys"
  .word String_const_5 # "Animal"
  .word String_const_6 # "Bear"
  .word String_const_7 # "Tiger"
  .word String_const_8 # "Main"
  .word String_const_11 # "TextIO"
  .word 0 # nicht benutzt, wäre Object[]
  .word 0 # nicht benutzt, wäre String[]
  .word 0 # nicht benutzt, wäre Sys[]
  .word String_const_9 # "Animal[]"
  .word 0 # nicht benutzt, wäre Bear[]
  .word String_const_10 # "Tiger[]"
  .word 0 # nicht benutzt, wäre Main[]
  .word 0 # nicht benutzt, wäre TextIO[]
  .word 0 # nicht benutzt, wäre int[] (Sonderfall!)
  .word 0 # nicht benutzt, wäre boolean[] (Sonderfall!)
```

- ▶ Für skalare und Array-Klassen
 - ▶ Enthält Einträge für alle **potentiellen** Array-Klassen
 - ▶ Bleiben leer, wenn Array-Klassen nicht benutzt wurden



Exkurs: Kontrollflussgraphen als IR

Basisblock (BB)

Längste Folge von Anweisungen **ohne** Kontrollfluß.

Basisblock (BB)

Längste Folge von Anweisungen **ohne** Kontrollfluß.

Beispiel:

```
a := b + 42;  
if (a > 23) then  
  c := a - 46;  
  d := b * 15;  
else  
  c := a + 46;  
  d := 0  
  q := false;  
endif
```


Basisblock (BB)

Längste Folge von Anweisungen **ohne** Kontrollfluß.

Beispiel:

```
a := b + 42;  
if (a > 23) then  
  c := a - 46;  
  d := b * 15;  
else  
  c := a + 46;  
  d := 0  
  q := false;  
endif
```

Basisblöcke:

```
a := b + 42;
```

```
c := a - 46;  
d := b * 15;
```

```
c := a + 46;  
d := 0  
q := false;
```



- ▶ Basisblöcke alleine **nicht** ausreichend als allgemeine Zwischendarstellung
 - ▶ Kontrollfluss fehlt völlig



- ▶ Basisblöcke alleine **nicht** ausreichend als allgemeine Zwischendarstellung
 - ▶ Kontrollfluss fehlt völlig
- ▶ Erweiterung auf **Graph** von Basisblöcken
 - ▶ Am Ende jedes Basisblockes (bedingter) Sprung zum nächsten Block
 - ▶ Kanten symbolisieren **Kontrollfluß**



- ▶ Basisblöcke alleine **nicht** ausreichend als allgemeine Zwischendarstellung
 - ▶ Kontrollfluss fehlt völlig
- ▶ Erweiterung auf **Graph** von Basisblöcken
 - ▶ Am Ende jedes Basisblockes (bedingter) Sprung zum nächsten Block
 - ▶ Kanten symbolisieren **Kontrollfluß**
- ▶ Sehr gut für viele Optimierungen brauchbar
- ▶ Häufig verwendete Zwischendarstellung im Optimierer



Engl. *control flow graph* (CFG)

Engl. *control flow graph* (CFG)

- ▶ **Knoten** sind Basisblöcke
- ▶ **Kanten** sind Sprünge zwischen den Blöcken



Engl. *control flow graph* (CFG)

- ▶ **Knoten** sind Basisblöcke
- ▶ **Kanten** sind Sprünge zwischen den Blöcken
- ▶ Sprünge treten also nur am **Ende** eines Blocks auf!
- ▶ Sprungziel ist immer ein **Blockanfang**
 - ▶ In Triangle: if/then/else, while/do
 - ▶ Strukturierte Programmierung



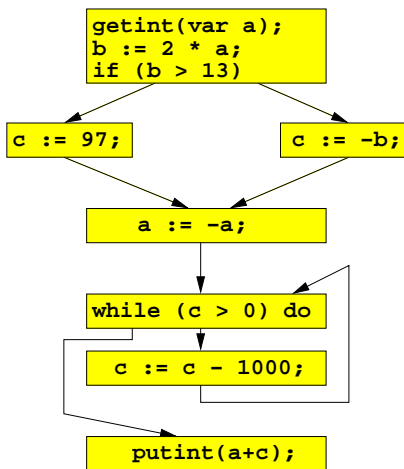
Engl. *control flow graph* (CFG)

- ▶ **Knoten** sind Basisblöcke
- ▶ **Kanten** sind Sprünge zwischen den Blöcken
- ▶ Sprünge treten also nur am **Ende** eines Blocks auf!
- ▶ Sprungziel ist immer ein **Blockanfang**
 - ▶ In Triangle: if/then/else, while/do
 - ▶ Strukturierte Programmierung
 - ▶ Allgemeiner Fall deutlich komplizierter
 - ▶ goto
 - ▶ setjmp()/longjmp()
 - ▶ Exceptions

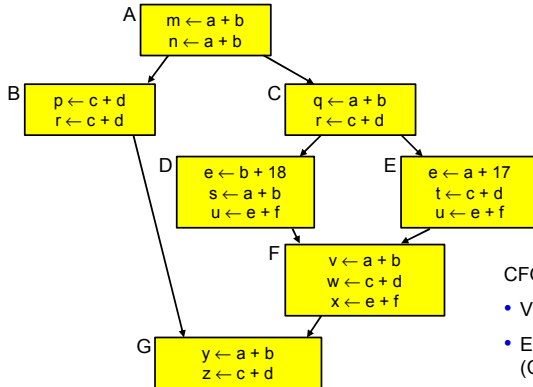
Beispiel Kontrollflußgraph 1



```
getint(var a);  
b := 2 * a;  
if (b > 13) then  
  c := 97;  
else  
  c := -b;  
a := -a;  
while (c > 0) do  
  c := c - 1000;  
putint(a+c);
```



Beispiel Kontrollflußgraph 2



CFG $G = (V, E)$

- $V = \{A, B, C, D, E, F, G\}$
- $E = \{(A, B), (A, C), (B, G), (C, D), (C, E), (D, F), (E, F), (F, E)\}$
- $|V| = 7, |E| = 8$



Organisation des Bantam-Compilers



Bekommt als Eingabedaten

- ▶ Eingangs-Basisblock des CFGs
- ▶ Name der Methode
- ▶ Ob die Operation mit Debug-Ausgaben (*verbose*) erfolgen soll



Bekommt als Eingabedaten

- ▶ Eingangs-Basisblock des CFGs
- ▶ Name der Methode
- ▶ Ob die Operation mit Debug-Ausgaben (*verbose*) erfolgen soll

Realisiert in Form des Interfaces `opt.Optimization`

- ▶ Wird automatisch auf alle Methoden in allen Klassen angewandt
- ▶ Einschließlich der internen `_init` Methoden
- ▶ Fehlerbehandlung durch Auslösen von `Exception`

Bekommt als Eingabedaten

- ▶ Eingangs-Basisblock des CFGs
- ▶ Name der Methode
- ▶ Ob die Operation mit Debug-Ausgaben (*verbose*) erfolgen soll

Realisiert in Form des Interfaces `opt.Optimization`

- ▶ Wird automatisch auf alle Methoden in allen Klassen angewandt
- ▶ Einschließlich der internen `_init` Methoden
- ▶ Fehlerbehandlung durch Auslösen von `Exception`

JavaDoc zur ESA-Version des Compilers liegt auf Web-Seite als `bantam-api.zip`

Allgemeine Schnittstelle im Middle-End

Parameterübergabe



```
public interface Optimization {  
    /**  
     * Sets the current root of a CFG.  
     * @param block BasicBlock  
     */  
    public void setEntryBlock(final BasicBlock block);  
  
    /**  
     * Sets the current CFGs method name.  
     * @param name Name  
     */  
    public void setMethodName(final String name);  
  
    /**  
     * Sets verbose mode.  
     * @param verbose on/off.  
     */  
    public void setVerbose(final boolean verbose);  
  
    /**  
     * Returns true, if in verbose mode.  
     * @return verbose?  
     */  
    public boolean isVerbose();  
}
```

Allgemeine Schnittstelle im Middle-End

Aktionen



```
/**
 * Defines a generic interface for Optimizations:
 * Two phase operation, analysis and transformation.
 */
public interface Optimization {

    ...

    /**
     * Perform analysis for optimization.
     */
    public void analyze();

    /**
     * Perform actual optimization on CFG.
     * @return new start basic block of CFG
     */
    public BasicBlock transform();
}
```

Anwenden auf CFG

Beispiel aus `example_driver`



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

```
import opt.Optimization;
...
// Vorher Lexing, Parsing, AST-Erzeugung, Semantische Analyse und CFG-Erzeugung

// Erzeuge Instanz von neuem Optimierungspass
// muß Interface Optimization implementieren
Optimization myOpt = new MyNewOptimizationPass(MyNewOptimizationPass.DOEVERYTHING, "logfile.txt");

// Weise bestehenden Optimierungsverwalter an, den neuen Pass auf
// auf alle Methoden aller Klassen anzuwenden
optimizer.optimize(myOpt);

// Nun Code-Erzeugung aus CFG
...
```

Konvertieren von CFG nach SSA-CFG

Bereits im Framework realisiert

Ebenfalls als Optimierungspass realisiert

```
import opt.ssa.CFG2SSA;
...
// Vorher normale CFG-Erzeugung

// Optimierungspass für SSA-Konvertierung anlegen und konfigurieren
CFG2SSA cfg2ssa = new CFG2SSA();
cfg2ssa.setVerbose(false);

// Pass auf alle CFGs aller Methoden aller Klassen anwenden
optimizer.optimize(cfg2ssa);

// Ab jetzt CFGs aller Methoden aller Klassen in SSA-CFG Form
...

```

Konvertieren von SSA-CFG nach CFG

Bereits im Framework realisiert



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Ebenfalls als Optimierungspass realisiert

```
import opt.ssa.PhiRemover;
...
// Bisher SSA-CFG Form

// Optimierungspass für SSA-Konvertierung anlegen und konfigurieren
PhiRemover phiremover = new PhiRemover();
phiremover.setVerbose(false);

// Pass auf alle CFGs aller Methoden aller Klassen anwenden
optimizer.optimize(phiremover);

// Ab jetzt CFGs aller Methoden aller Klassen in CFG Form
...

```



Zwischendarstellung für Optimierung

- ▶ Beschrieben durch `cfg.BasicBlock`
 - ▶ Doku in Abschnitt des Bantam Extended Lab Manuals (p. 90ff)

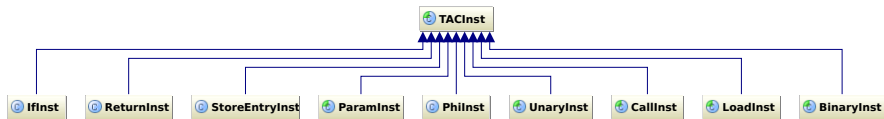
- ▶ Beschrieben durch `cfg.BasicBlock`
 - ▶ Doku in Abschnitt des Bantam Extended Lab Manuals (p. 90ff)
- ▶ Kanten
 - ▶ Nicht explizit modelliert, aber maximal zwei Ausgangskanten
 - ▶ Dargestellt als Mengen von Vorgänger/Nachfolger-Blöcken
 - ▶ Beispiel `int getNumOutEdges(), BasicBlock getNthOutEdge(int n)`

- ▶ Beschrieben durch `cfg.BasicBlock`
 - ▶ Doku in Abschnitt des Bantam Extended Lab Manuals (p. 90ff)
- ▶ Kanten
 - ▶ Nicht explizit modelliert, aber maximal zwei Ausgangskanten
 - ▶ Dargestellt als Mengen von Vorgänger/Nachfolger-Blöcken
 - ▶ Beispiel `int getNumOutEdges(), BasicBlock getNthOutEdge(int n)`
- ▶ Hilfsfunktionen
 - ▶ Konsistenzprüfung: `void check()`
 - ▶ Ausgabe eines Blockes: `void print()`
 - ▶ Des ganzen CFGs: `void printAll()` auf Startblock

- ▶ Beschrieben durch `cfg.BasicBlock`
 - ▶ Doku in Abschnitt des Bantam Extended Lab Manuals (p. 90ff)
- ▶ Kanten
 - ▶ Nicht explizit modelliert, aber maximal zwei Ausgangskanten
 - ▶ Dargestellt als Mengen von Vorgänger/Nachfolger-Blöcken
 - ▶ Beispiel `int getNumOutEdges(), BasicBlock getNthOutEdge(int n)`
- ▶ Hilfsfunktionen
 - ▶ Konsistenzprüfung: `void check()`
 - ▶ Ausgabe eines Blockes: `void print()`
 - ▶ Des ganzen CFGs: `void printAll()` auf Startblock
- ▶ Anweisungen
 - ▶ Dargestellt als Listen von Drei-Address-Instruktionen (TAC)
 - ▶ `List<TACInst> getInstructions(), int getNumInsn()`

Drei-Address-Code

three-address code (TAC)



Schon vorbereitet für Benutzung durch Visitor

`<ReturnType, ArgumentType>`

```
ReturnType accept(cfg.TACInstVisitor<ReturnType, ArgumentType> visitor,  
ArgumentType o);
```

- ▶ Variablen, noch **keine** Register

- ▶ Variablen, noch **keine** Register
- ▶ Bisher: alle identifiziert durch **Strings**
 - ▶ Namenskonventionen in Lab Manual Abschnitt 6.2 (p. 91ff)
 - ▶ Suffixe beschreiben Geltungsbereiche
 - ▶ @l: Lokale Variable (z.B. foo@l)
 - ▶ @p: Formaler Parameter (z.B. bar@p)
 - ▶ @f_*Klassenname*: Attribut von *Klassenname* (z.B. color@f_Shape)
- ➡ Hier noch zur textuellen Darstellung verwendet

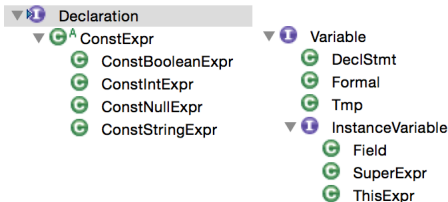
- ▶ Variablen, noch **keine** Register
- ▶ Bisher: alle identifiziert durch **Strings**
 - ▶ Namenskonventionen in Lab Manual Abschnitt 6.2 (p. 91ff)
 - ▶ Suffixe beschreiben Geltungsbereiche
 - ▶ @l: Lokale Variable (z.B. foo@l)
 - ▶ @p: Formaler Parameter (z.B. bar@p)
 - ▶ @f_Klassenname: Attribut von *Klassenname* (z.B. color@f_Shape)
 - ➡ Hier noch zur textuellen Darstellung verwendet
- ▶ Nun: Verweis auf ein entsprechendes Declaration-Objekt

- ▶ Verwendung einer Variablen/Konstanten ➔ Referenz zur Declaration

- ▶ Declaration-Interface:

Location getLocation(), void setLocation(Location loc)

Location abstrahiert konkreten Speicherort, der bei der Codeerzeugung vergeben wird





- ▶ Bedingung: EQ, GE, GT, LE, LT, NE
 - ▶ `getType()`, `setType()`
- ▶ Linker/Rechter Operand des Vergleichs
 - ▶ Declaration `getLeftSource()`, Declaration `getRightSource()`
 - ▶ `setLeftSource(Declaration l)`, `setRightSource(Declaration r)`
- ▶ Sprungziele: Basisblocks
 - ▶ `BasicBlock getFalseTarg()`, `BasicBlock getTrueTarg()`
 - ▶ `setFalseTarg(BasicBlock falseTarg)`, `setTrueTarg(BasicBlock trueTarg)`



- ▶ Bedingung: EQ, GE, GT, LE, LT, NE
 - ▶ `getType()`, `setType()`
- ▶ Linker/Rechter Operand des Vergleichs
 - ▶ `Declaration getLeftSource()`, `Declaration getRightSource()`
 - ▶ `setLeftSource(Declaration l)`, `setRightSource(Declaration r)`
- ▶ Sprungziele: Basisblocks
 - ▶ `BasicBlock getFalseTarg()`, `BasicBlock getTrueTarg()`
 - ▶ `setFalseTarg(BasicBlock falseTarg)`, `setTrueTarg(BasicBlock trueTarg)`

Beispiel:

```
if (@t13 != null) goto bb18;  
goto bb17;
```

Unterprogrammaufruf: CallInst

DirCallInst, IndirCallInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Anzahl Parameter
 - ▶ `setNumParam(int i), int getNumParam()`
- ▶ Optional: Zielvariable für Rückgabewert (`null` wenn keine)
 - ▶ `Variable getDestVar(), setDestVar(Variable dstVar)`
- ▶ Sprungziel
 - ▶ Direkter Sprung `DirCallInst: setTarget(Label target)`
Label enthält Routinename gemäß MIPS-Konventionen als String
 - ▶ Indirekter Sprung `IndirCallInst: setTarget(Variable target)`
Referenz auf Variablendeklaration mit Sprungzieladresse

Unterprogrammaufruf: CallInst

DirCallInst, IndirCallInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Anzahl Parameter
 - ▶ `setNumParam(int i), int getNumParam()`
- ▶ Optional: Zielvariable für Rückgabewert (null wenn keine)
 - ▶ `Variable getDestVar(), setDestVar(Variable dstVar)`
- ▶ Sprungziel
 - ▶ Direkter Sprung `DirCallInst: setTarget(Label target)`
Label enthält Routinename gemäß MIPS-Konventionen als String
 - ▶ Indirekter Sprung `IndirCallInst: setTarget(Variable target)`
Referenz auf Variablendeklaration mit Sprungzieladresse

Beispiel:

```
// direkter Sprung
dircall Object_init, 0;           // keine Parameter, kein Ergebnis

// indirekter Sprung
@t4 = Object_dispatch_table;
@t5 = @t4[2];
@t3 = indircall @t5, 1;          // ein Parameter, mit Ergebnis
```

Parameterübergabe: ParamInst

StdParamInst, RefParamInst, ErrParamInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Quelle des übergebenen Wertes als `Declaration`
 - ▶ `Declaration getSource(), setSource(Declaration actual)`
- ▶ Zielobjekt mit `RefParamInst` (genau eines bei Methodenaufruf)
- ▶ Aktuelle Parameter mit `StdParamInst`
- ▶ Fehlerparameter für Exception-Handler mit `ErrParamInst`
 - ▶ Braucht auch noch Art des Fehlerparameters
 - ▶ `FILENAME, LINENUM, OBJECTID, TARGETID, ARRAYIDXID, ...`
- ▶ Als erstes Empfängerobjekt, dann Aufrufparameter von links nach rechts

Beispiel: Parameterübergabe / Methodenaufruf



```
tmp = t.bar(42, 23)
```

```
refparam t@1; // Empfängerobjekt
stdparam 42; // aktuelle Parameter
stdparam 23;
errparam filename, "TestInherit.btm";
errparam linenum, 78;
if (t@1 != null) goto bb50;
goto bb49;

# basic block near source line 78
bb50:
    @t41 = t@1[2]; // vtable von t
    @t42 = @t41[5]; // Method-ID 5
    tmp@1 = indircall @t42, 3;
    ...

# basic block near source line 78
bb49:
    dircall _null_pointer_error, 0;
    goto bb50;
```

- ▶ Rückkehr von Unterprogramm
- ▶ Optional mit Rückgabewert
 - ▶ Declaration `getSource()`, `setSource(Declaration retval)`
 - ▶ `null` wenn kein Rückgabewert

```
// int bar(int a, int b) { return a * b; }  
T.bar:  
# basic block near source line 12  
bb20:  
    @t17 = a@p * b@p;  
    retn @t17;
```

Werte in Variablen laden: LoadInst

LoadAddrInst, LoadConstInst, LoadEntryInst, LoadVarInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Zielvariable: `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`
- ▶ Lade von Variable `LoadVarInst`
 - ▶ Quellvariable: `Variable getSource(), setSource(Variable var)`

Werte in Variablen laden: LoadInst

LoadAddrInst, LoadConstInst, LoadEntryInst, LoadVarInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Zielvariable: `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`
- ▶ Lade von Variable `LoadVarInst`
 - ▶ Quellvariable: `Variable getSource(), setSource(Variable var)`
- ▶ Lade Konstante `LoadConstInst`
 - ▶ Typ der Konstante: `Integer, Boolean, String, null`
 - ▶ Wert der Konstante `Declaration getSource(), setSource(Declaration literal)`

Werte in Variablen laden: LoadInst

LoadAddrInst, LoadConstInst, LoadEntryInst, LoadVarInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Zielvariable: `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`
- ▶ Lade von Variable `LoadVarInst`
 - ▶ Quellvariable: `Variable getSource(), setSource(Variable var)`
- ▶ Lade Konstante `LoadConstInst`
 - ▶ Typ der Konstante: `Integer, Boolean, String, null`
 - ▶ Wert der Konstante `Declaration getSource(), setSource(Declaration literal)`
- ▶ Lade Adresse, gegeben durch Label im Programm `LoadAddrInst`
 - ▶ Label `Label getSource(), setSource(Label label)`

Werte in Variablen laden: LoadInst

LoadAddrInst, LoadConstInst, LoadEntryInst, LoadVarInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Zielvariable: `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`
- ▶ Lade von Variable `LoadVarInst`
 - ▶ Quellvariable: `Variable getSource(), setSource(Variable var)`
- ▶ Lade Konstante `LoadConstInst`
 - ▶ Typ der Konstante: `Integer, Boolean, String, null`
 - ▶ Wert der Konstante `Declaration getSource(), setSource(Declaration literal)`
- ▶ Lade Adresse, gegeben durch Label im Programm `LoadAddrInst`
 - ▶ Label `Label getSource(), setSource(Label label)`
- ▶ Lade Speicherwort `LoadEntryInst`
 - ▶ Basisadresse ist `Declaration`
 - ▶ `Declaration getSource(), setSource(Declaration base)`
 - ▶ Offset ist `Variable` oder `Integer-Literal > 0`
 - ▶ `Declaration getIndex(), setIndex(Declaration idx)`

Beispiel: Laden von Werten



```
// Load variable
canswim@f_Animal = canswim@p;
...

// Load Constant (integer)
numwheels@f_Car = 4;
...

// Load Address
@t11 = TextIO_template;
refparam @t11;
errparam filename, "TestInherit.btm";
errparam linenum, 9;
@t12 = dircall Object.clone, 1;
...

// Load Entry
@t41 = t@1[2]; // vtable von t
@t42 = @t41[5]; // Method-ID 5
```

- ▶ Ziel: Basisadresse plus Offset (Variable, Integer-Literal > 0)
 - ▶ Basisadresse Variable `getBaseAddress()`, `setBaseAddress(Variable base)`
 - ▶ Offset Declaration `getIndex()`, `setIndex(Declaration idx)`
- ▶ Quelle (= Wert, der geschrieben wird): Declaration

Beispiel:

```
// int[] a;  
// a[i] = 42;  
a@1[i@1] = 42;
```

Arithmetische und Logische Operatoren: UnaryInst und BinaryInst



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

- ▶ Ziel für evaluierten Ausdruck: Variable
 - ▶ `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`

Arithmetische und Logische Operatoren: UnaryInst und BinaryInst



- ▶ Ziel für evaluierten Ausdruck: Variable
 - ▶ Variable `getDestination()`, `setDestination(Variable var)`
- ▶ Unäre Operatoren `UnaryNegInst`, `UnaryNotInst`
 - ▶ Operand `Neg Declaration` `getSource()`, `setSource(Declaration varorint)`
 - ▶ Operand `Not Declaration` `getSource()`, `setSource(Declaration varorbool)`

Arithmetische und Logische Operatoren: UnaryInst und BinaryInst

- ▶ Ziel für evaluierten Ausdruck: Variable
 - ▶ `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`
- ▶ Unäre Operatoren `UnaryNegInst, UnaryNotInst`
 - ▶ Operand `Neg Declaration` `getSource(), setSource(Declaration varorint)`
 - ▶ Operand `Not Declaration` `getSource(), setSource(Declaration varorbool)`
- ▶ Binäre Operatoren
 - ▶ Operanden Arithmetische `BinaryAddInst, BinarySubInst, ...`
 - ▶ `Declaration getLeftSource(), Declaration getRightSource()`
 - ▶ `setLeftSource(Declaration varorint), setRightSource(Declaration varorint)`
 - ▶ Operanden Logische `BinaryAndInst, BinaryOrInst`
 - ▶ `Declaration getLeftSource(), Declaration getRightSource()`
 - ▶ `setLeftSource(Declaration varorbool), setRightSource(Declaration varorbool)`

Beispiel: Binäre und unäre Operatoren



```
@t0 = @t1 * @t2;  
@t3 = @t0 * 4;  
@t4 = 4 + @t3;
```

```
isflyingfish@l = canswim@f_Animal && canfly@f_Animal;  
@t8 = isflyingfish@l && true;
```

- ▶ Realisiert Phi-Funktion in Join-Knoten der SSA-Form
- ▶ Ziel: `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`
- ▶ Parameter: Einer für jede eingehende Kante, in gleicher Reihenfolge
 - ▶ `int getNumSources()`
 - ▶ Declaration `getNthSource(final int n)`
 - ▶ `setNthSource(final int n, final Declaration value)`

- ▶ Realisiert Phi-Funktion in Join-Knoten der SSA-Form
- ▶ Ziel: `Variable getDestination(), setDestination(Variable var)`
- ▶ Parameter: Einer für jede eingehende Kante, in gleicher Reihenfolge
 - ▶ `int getNumSources()`
 - ▶ Declaration `getNthSource(final int n)`
 - ▶ `setNthSource(final int n, final Declaration value)`

Beispiel:

```
@t100003 = phi (@t100001, @t100002);
```


- ▶ Keine unbedingten Sprünge
 - ▶ Werden implizit durch Kanten zwischen Blöcken realisiert
- ▶ Wenn Block zwei ausgehende Kanten hat, muss er mit `IfInst` enden
- ▶ Blöcke ohne ausgehende Kanten müssen enden mit
 - ▶ `ReturnInst`
 - ▶ Aufruf einer Exception Handler-Routine
- ▶ Alle Blöcke mit Ausnahme des CFG-Startblockes müssen mindestens eine Eingangskante haben
- ▶ Alle TAC-Instruktionen sind auf Visitor vorbereitet.

Beispiel: CFG/TAC-Visitor

LoadAddrInst und Visitor-Interface TACInstVisitor



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

```
public class LoadAddrInst extends LoadInst {  
    ...  
    public Object accept(TACInstVisitor<ReturnType, ArgumentType> visitor, Object o) {  
        return visitor . visitInst (this, o);  
    }  
}
```

```
public interface TACInstVisitor<ReturnType, ArgumentType> {  
    abstract ReturnType visitInst (BinaryAddInst inst, ArgumentType o);  
    ...  
    abstract ReturnType visitInst (LoadAddrInst inst, ArgumentType o);  
    ...  
    abstract ReturnType visitInst (UnaryNegInst inst, ArgumentType o);  
}
```

Beispiel: CFG/TAC-Visitor

Code-Generierung



```
...  
public Void visitInst (LoadAddrInst inst, Void o) {  
    final Label src = inst.getSource();  
    final Variable dest = inst.getDestination();  
    final String dreg = MipsSupport.isRegister(dest)  
        ? dest.getLocation().getReg()  
        : assemblySupport.getResultReg();  
  
    // la dreg src  
    assemblySupport.genLoadAddr(dreg, src);  
  
    return null;  
}  
...
```