

Optimierende Compiler

Laufzeitumgebung

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

Sommersemester 2011

Orga

Ablauf der Vorlesung

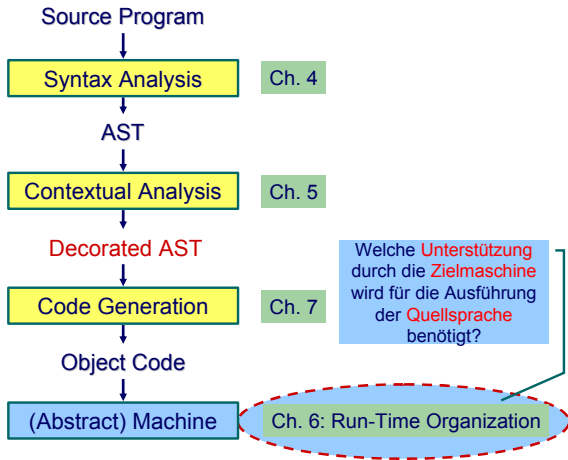
- Am 26.5. planmäßig letzte Donnerstagsvorlesung
- Dann Hochfahren der Programmierarbeiten für Praktikumsteilnehmer

A. Koch

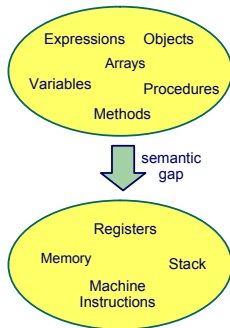
Prüfungen

- Termin ist Mi, 20.07.2011
- Mündliche Einzelprüfung
- 30-Minuten Slots von 10:00-13:00 und 15:00-18:00 Uhr
- In der Vorlesung Zeitslot vereinbaren
- Oder nachträglich im Sekretariat des FG ESA

Einleitung



- Compiler übersetzt Hochsprachenprogramm in **äquivalentes** Maschinenprogramm
- **Laufzeitorganisation** beschreibt Darstellung von abstrakten Strukturen der Hochsprache auf Maschinenebene
- Instruktionen und Speicherinhalte



Wichtige Aspekte

Darstellung der Werte jedes Typs der Eingabesprache

Auswertung von Ausdrücken und Handhabung von
Zwischenergebnissen

Speicherverwaltung verschiedener Daten: Global, lokal und
Heap

Routinen zur Implementierung von Prozeduren,
Funktionen und ihre Datenübergabe

Erweiterung auf OO-Sprachen Objekte, Methoden, Klassen
und Vererbung

Triangle Abstract Machine

Triangle Abstract Machine (TAM)

- Zwei getrennte Speicherbereiche
- Datenspeicher: 16b Worte
- Instruktionsspeicher: 32b Worte

➔ Harvard-Architektur

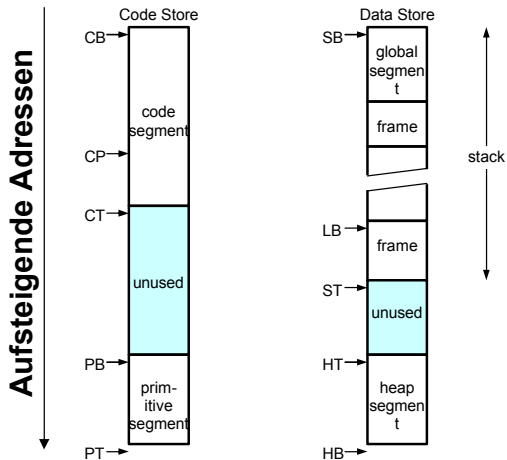
Adressbereiche über CPU-Register adressiert

Adressierung des Instruktionsspeichers

Programm	CB	Code Base (konstant)
	CT	Code Top (konstant)
	CP	Code Pointer (variabel)
Intrinsics	PB	Primitive Base (konstant)
	PT	Primitive Top (konstant)

Stack	SB	Stack Base (konstant)
	ST	Stack Top (variabel)
Heap	HB	Heap Base (konstant)
	HT	Heap Top (variabel)
	HF	Heap Free (variabel)

TAM Speicherbereiche



A. Koch

- 32b Worte im Programmspeicher
- op, 4b Art der Instruktion
- r, 4b Registernummer
- n, 8b Operandengröße in Worten
- d, 16b Adressverschiebung (displacement, offset)

A. Koch

Beispiel: LOAD (1) 3[ST]

- op=0 (0000)
- r=5 (1001)
- n=1 (00000001)
- d=3 (0000000000000011)

➡ 0000 1001 0000 0001 0000 0000 0000 0011

Op.	Mnem.	Effect
0	LOAD(n) d[r]	Fetch an n-word object from the data address and push it onto the stack
1	LOADA d[r]	Push the data address onto the stack
2	LOADI(n)	Pop a data address from the stack, fetch an n-word object from that address, push it onto the stack
3	LOADL d	Push the one-word literal value d onto the stack
4	STORE(n) d[r]	Pop an n-word object from the stack, and store it at the data address
5	STOREI(n)	Pop an address from the stack, then pop an n-word object from the stack and store it at that address
6	CALL(n) d[r]	Call the routine at the code address using the address in register n as the static link
7	CALLI	Pop a closure (static link and code address) from the stack, then call the routine
8	RETURN(n) d	Return from the current routine; pop an n-word result from the stack, then pop the topmost frame, then pop d words of arguments, then push the result back (unused)
9	-	
10	PUSH d	Push d words (uninitialised) onto the stack
11	POP(n) d	Pop an n-word result from the stack, then pop d more words, then push the result back on the stack
12	JUMP d[r]	Jump to code address
13	JUMPI	Pop a code address from the stack, then jump to that address
14	JUMPIF(n) d[r]	Pop a one-word value from the stack, then jump to code address if and only if that value equals n
15	HALT	Stop execution of the program

- Auch Primitive genannt
- “Magische” Adressen im Programmspeicher
- Führen bei Aufruf als Routine komplexe Operationen aus
- ... direkt in der abstrakten Maschine (hier: Java)
- Keine TAM-Instruktionen mehr!

A. Koch

Addr.	Mnemo.	Arg.	Res.	Effect
...				
2[PB]	not	t	t'	$t' = !t$
...				
8[PB]	add	i1, i2	i'	$i' = i1 + i2$
...				
15[PB]	ge	i1, i2	t'	Set $t' = \text{true}$ iff $i1 \geq i2$
...				
26[PB]	putint	i	-	Write an integer whose value is i

Darstellung von Daten

Unverwechselbarkeit Unterschiedliche Werte sollen unterschiedliche Darstellungen haben

- Klappt nicht immer (duale Gleitkommadarstellung reeller Zahlen)

Einzigartigkeit Ein Wert wird immer auf die gleiche Weise dargestellt

Konstante Größe Alle Werte eines Typs belegen dieselbe Menge an Speicherplatz

Art der Darstellung

Direkt Wert einer Variablen x kann direkt adressiert werden

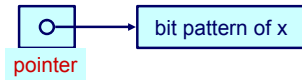
Indirekt Wert einer Variablen x muß über einen Zeiger bzw. *Handle* adressiert werden

Direkt



- Effizienter Zugriff, keine Zeiger verfolgen
- Effiziente Abspeicherung
- Implizite Adressierung auf Stack
- Pascal, C/C++, Java (primitive Typen!)

Indirekt



- Für Typen mit **variierender** Darstellungsgröße
 - Dynamische Arrays
 - Rekursive Typen
 - Objekte
- Zeiger/Handles selber haben **konstante Größe**
- Lisp, ML, Haskell, Prolog

Notation

- $\#[T]$: Anzahl **unterschiedlicher** Elemente in T
- $size[T]$ minimaler Speicherbedarf (in Bit) zur Darstellung eines Wertes aus T

A. Koch

Primitive Typen

Können nicht weiter in kleinere Typen zerlegt werden.

Beispiele: Integer, Char, Boolean

	$\#[T]$	$size[T]$	Darstellung
Boolean	2	≥ 1	0 and 1
Integer	2^{16} or 2^{32}	16 / 32	2-complement
Char	2^8 or 2^{16}	8 / 16	ASCII/Unicode
float	infinite	32 / 64	approximation

Es muss immer gelten

$$\text{size}[T] \geq \log_2(\#[T])$$

wenn $\text{size}[T]$ in Bits gemessen wird.

TAM

Boolean 16b (=1 Datenwort): 00..00, 00..01

Char 16b (=1 Datenwort): Unicode

Integer 16b (=1 Datenwort): $\text{maxint} = 2^{15} - 1 = 32767$

Klassische x86-basierte Systeme

Boolean 8b (=1 Byte): 00..00, 11..11

Char 8b (=1 Byte): ASCII

Integer 16b oder 32b (=1 word, double word)

Records 1

```
type Date ~ record
  y : Integer,
  m : Integer,
  d : Integer
end;
type Details ~ record
  female : Boolean,
  dob : Date,
  status : Char
end;
var today: Date;
var my: Details
```

Üblicherweise wird ein Record durch die **Anreihung** der Darstellungen seiner **Komponenten** repräsentiert.

A. Koch

Im Beispiel wird angenommen, das **ganze Wörter** adressiert werden.
Verschwenderisch für Boolean!

today.y

my.female

my.dob.y

my.dob.m

my.dob.d

my.status

Speicherbedarf und Adressierung

Wo **genau** liegen die einzelnen Daten im Speicher?

A. Koch

```
type Date = record
  y : Integer,
  m : Integer,
  d : Integer
end;
var today: Date;
```

- $\text{size}[\text{Date}] = 3 * \text{size}[\text{Integer}] = 3 \text{ Worte}$
- $\text{address}[\text{today.y}] = \text{address}[\text{today}]$
- $\text{address}[\text{today.m}] = \text{address}[\text{today}] + \text{size}[\text{Integer}]$
- $\text{address}[\text{today.d}] = \text{address}[\text{today}] + 2 * \text{size}[\text{Integer}]$

- Viele reale Prozessoren haben Anforderungen an Adressausrichtung von Daten
 - Beispiel: Es können nur 32b Worte als Einheit adressiert werden
 - Ist schneller, als größere Freiheit zu unterstützen
- Darstellung von Records im Speicher kann ineffizient werden
 - Unter Platzgesichtspunkten (wenn optimal ausgerichtet)
 - Unter Laufzeitgesichtspunkten (wenn optimal gepackt)

Variante Records (disjoint unions) 1

Ähnlich einer Record, aber zu einem Zeitpunkt existiert immer nur eine Untermenge von Komponenten.

A. Koch

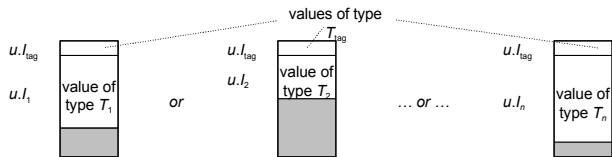
- Selektion der aktiven Untermenge durch *type tag*

```
type Number =  
  record  
    case (discrete:Boolean) of  
      true: (i: Integer);  
      false: (r: Real)  
    end;  
  var num: Number
```

num.discrete	true
num.i	27
	unused

num.discrete	false
num.r	8.23312

Allgemeiner Aufbau



Adressierung: Lege disjunkte Teile im Speicher übereinander

A. Koch

```
type Number = record
  case acc: Boolean of
    true  : ( i : Integer );
    false : ( r : Real );
end;
var num : Number;
```

- $\text{size}[\text{Number}] = \text{size}[\text{Boolean}] + \max(\text{size}[\text{Integer}], \text{size}[\text{Real}])$
- $\text{address}[\text{num}.acc] = \text{address}[\text{Number}]$
- $\text{address}[\text{num}.i] = \text{address}[\text{Number}] + \text{size}[\text{Boolean}]$
- $\text{address}[\text{num}.r] = \text{address}[\text{Number}] + \text{size}[\text{Boolean}]$

- Zusammengesetzter Typ
- Besteht aus ein oder mehreren Elementen des gleichen Typs
 - Unterschied zu Record
- Zugriff über Index, nicht über Namen
- **Statische Arrays** haben feste, zur Compile-Zeit bekannte Abmessungen
- **Dynamische Arrays** haben zur Laufzeit variable Abmessungen

```
type Name = array 4 of Char;  
var me: Name;  
var full: array 2 of Name
```

me[0]	'l'
me[1]	'e'
me[2]	'i'
me[3]	'a'

full[0][0]	'h'
full[0][1]	'a'
full[0][2]	'n'
full[0][3]	's'
full[1][0]	'o'
full[1][1]	't'
full[1][2]	't'
full[1][3]	'o'

Offensichtliche Darstellung

A. Koch

```
type Name = array 6 of Char;  
var me : Name;
```

- $\text{size}[\text{Name}] = 6 * \text{size}[\text{Char}] = 6 \text{ Worte}$
- $\text{address}[\text{me}[0]] = \text{address}[\text{me}]$
- $\text{address}[\text{me}[1]] = \text{address}[\text{me}] + 1 * \text{size}[\text{Char}]$
- $\text{address}[\text{me}[i]] = \text{address}[\text{me}] + i * \text{size}[\text{Char}]$

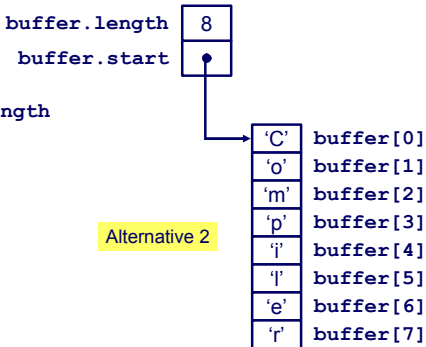
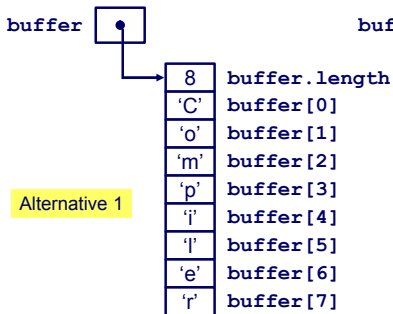
Kommentare

- Annahme hier: Indizes beginnen bei 0 (C, Java)
- i nicht notwendigerweise konstant
 - ➔ Adressberechnung zur Laufzeit

- Grundsätzlich wie statische Arrays
- Aber Abmessungen erst zur Laufzeit bekannt
 - Möglicherweise sogar variabel
- Indirekte Darstellung über **Deskriptor**
 - Adresse des ersten Elements
 - Abmessungen
- Speicher wird zur Laufzeit angefordert (→ Heap)

Dynamische Arrays 2

```
char[] buffer;  
buffer = new char[len];
```



Referenziert sich selbst in seiner eigenen Definition

- Rekursiver Typ T hat Komponenten vom Type T

```
class IntList {  
    int head;  
    IntList tail;  
}
```

➡ In der Regel nur über Zeiger

Auswertung von Ausdrücken

- Beispiel: $a * a + 2 * a * b - 4 * a * c$
- Zugrundeliegende Maschine hat Instruktionen für Addition, Multiplikation, (Division), ...
- ... fast immer: Rechnen mit **zwei** Operanden
 - ↳ Abarbeiten in Teilausdrücken
- Wie mit Zwischenergebnissen verfahren? Wo abspeichern?
 - Registermaschine: In Registern (nicht ganz einfach ...)
 - Stack-Maschine: Post-Fix Auswertung auf Stack (einfach!)
- Triangle TAM ist **Stackmaschine**

Typische Stack-Maschine

Auszug relevanter Instruktionen

<i>Instr.</i>	<i>Meaning</i>
STORE <i>a</i>	Pop the top value off the stack and store it at address <i>a</i> .
LOAD <i>a</i>	Fetch a value from address <i>a</i> and push it on to the stack.
LOADL <i>n</i>	Push the literal value <i>n</i> onto the stack.
ADD	Replace the two top values on the top by their sum .
SUB	Replace the two top values on the top by their difference .
MUL	Replace the two top values on the stack by their product .

Beispielauswertung

$d := a*a + 2*a*b - 4*a*c;$

```
LOAD a
LOAD a
MUL
LOADL 2
LOAD a
MUL
LOAD b
MUL
ADD
LOADL 4
LOAD a
MUL
LOAD c
MUL
SUB
STORE d
```

```
STORE a
LOAD a
LOADL n
ADD
SUB
MUL
```

$d := a*a + 2*a*b$

```
LOAD a
LOAD a
MUL
LOADL 2
LOAD a
MUL
LOAD b
MUL
ADD
LOADL 4
LOAD a
MUL
LOAD c
MUL
SUB
STORE d
```

...

Δ Knob



Sehr schnelle Speicherelemente direkt im Prozessor

- Für Zwischenergebnisse etc.
- In der Regel 8/16/32/64b breit
- Begrenzte Anzahl, üblicherweise 4...32 direkt verwendbar

<i>Instr.</i>	<i>Meaning</i>
STORE R_i a	Store the value in R_i into memory location a .
LOAD R_i a	Load the value on memory location a into R_i .
MULT R_i x	Multiply the values in R_i and x and store the result in R_i (overwriting the old value).
ADD R_i x	Subtract the value in x from R_i and store the result in R_i .
...	

x Register R_i , oder eine Adresse a , oder ein literaler Wert L

Nicht immer so allgemein verwendbar, häufig
Einschränkungen

- Nur bestimmte Register für bestimmte Operationen
- Nicht alle Arten von Operanden für alle Operationen

- Code für Registermaschine ist **effizienter**
- Compilierung ist aber komplexer
 - Verwaltung (Allokation) von Registern
 - Speichere Zwischenergebnisse in Registern
 - Problem: Endlich viele Register! Was, wenn Ausdruck komplizierter (zu viele Zwischenergebnisse)?

Beispiel:

```
d := a*a + 2*a*b - 4*a*c;
```

```
LOAD R1 a ; R1: a
MULT R1 a ; R1: a*a
LOAD R2 2 ; R2: 2
MULT R2 a ; R2: 2*a
MULT R2 b ; R2: 2*a*b
ADD R1 R2 ; R1: a*a+2*a*b
LOAD R2 4 ; R2: 4
MULT R2 a ; R2: 4*a
MULT R2 c ; R2: 4*a*c
SUB R1 R2 ; R1: a*a + ...
STORE R1 d ; store result
```

Speicherverwaltung

Speicher auf der **Zielmaschine**

Datenspeicher

- Beispielsweise: Stack oder Heap
- Adressierbare Elemente: 8/16/32/64b
Worte

Programmspeicher

- Variable Instruktionslänge (x86)
- Feste Instruktionslänge (RISC)
- Organisation weniger wichtig für Compiler
- Ausnahmen: Embedded Systems,
virtueller Speicher (Linker)

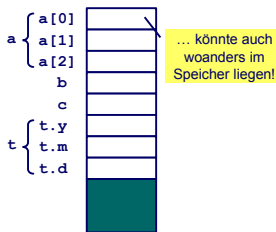
➡ Computerarchitektur (von-Neumann vs. Harvard, NUMA, COMA, ...)

Globale Variablen: Existieren über gesamte Programmlaufzeit

A. Koch

- Compiler kann bereits Speicherbedarf jeder Variable berechnen
- Damit kann jeder Variable passender Speicher **zugewiesen** (alloziert) werden
- Nun bekannt: **Adresse** jeder Variable im Speicher

```
let
  type Date = record
    y: Integer,
    m: Integer,
    d: Integer
  end;
  var a: array 3 of Integer;
  var b: Boolean;
  var c: Char;
  var t: Date
in
  ...
```



Einfache Vorgehensweise bei Vergabe von Adressen: Bündige Anreihung

A. Koch

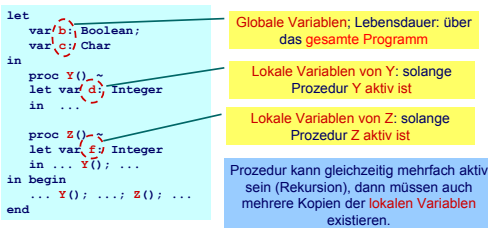
```
let
  var a : Boolean;
  var b : array 3 of Integer;
  var c : Char
in
  ...
```

- $\text{address}[a] = 0$ (relativ zum Beginn des Datenspeichers)
- $\text{address}[b] = 1$
- $\text{address}[b[0]] = \text{address}[b] = 1$
- $\text{address}[b[1]] = \text{address}[b] + 1 = 2$
- $\text{address}[b[2]] = \text{address}[b] + 2 = 3$
- $\text{address}[c] = 4$

Lokale Variable ∇

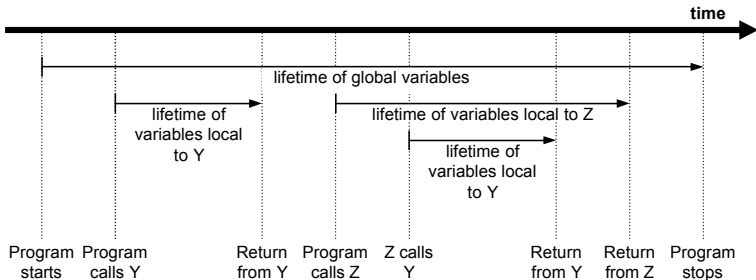
A. Koch

- Ist im Inneren eines Blocks definiert
 - Prozedur, Funktion, Let
- Existiert nur, während der Block aktiv ist
 - Beachte: “Existiert” bedeutet **nicht** auch “zugreifbar”
- Hat so eine begrenzte **Lebensdauer**



Verwaltung von Stapelspeicher 2

```
let
  ... ! global variables
  proc Y() ~
    let
      ... ! local variables for Y
    in
      ...
  proc Z() ~
    let
      ... ! local variables for Z
    in
      ... Y(); ...
in
  ... Y(); Z(); ...
```



Beobachtungen

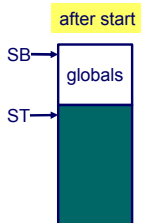
- Nur globale Variablen existieren über die gesamte Programmlaufzeit
- Lebenszeiten der lokalen Variablen sind hierarchisch verschachtelt

➔ Handhabung via Stack

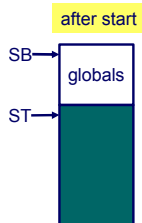
Organisationsstruktur: Stack Frame (Activation Record)

- Jede Prozedur hat einen Stack Frame, enthält
 - Lokale Variablen
 - Verwaltungsdaten
 - Aktuelle Parameter
- Stack Frame wird angelegt bei Prozeduraufruf
- ... abgebaut (pop) nach Prozedurende

Beispiel Stapelspeicher



```
let ...  
in proc Y() ~  
  proc Z() ~ .. Y()  
in .. Y(); Z();
```

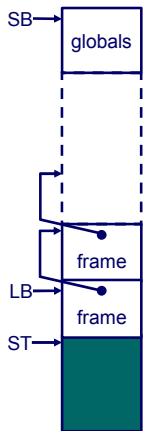


dynamic
link

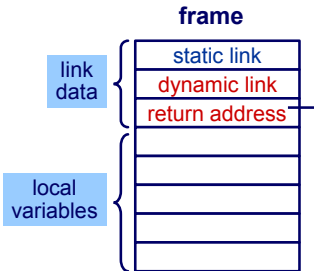
registers

SB	Stack Base
LB	Local Base
ST	Stack Top

Verwaltung Stapelspeicher 1



Dynamische Verkettung (dynamic link) ist Verweis auf den **vorherigen** Stack Frame (angelegt durch aufrufende Prozedur). Entspricht somit dem **alten Wert von LB**. Wird nach Ende der aktuellen Prozedur wieder **hergestellt**.

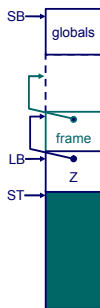



Rücksprungadresse nach Abarbeiten der Prozedur

- Aufruf von Y aus Z

A. Koch

```
let ...
in
  proc Y() ~
  proc Z() ~
    in ... Y() ; ...
in ...
```

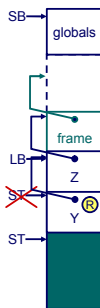



Ablauf Prozeduraufruf 2

- Lege neuen Stack Frame für Y an
- Merke Rücksprungadresse
- Verkette dynamisch zu altem Frame über alten LB-Wert

A. Koch

```
let ...
in
  proc Y() ~
  proc Z() ~
    in ... Y() ; ...
in ...
```

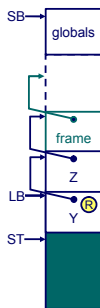



- Markiere neuen Frame als aktuellen durch Umsetzen von LB

Nach Ende von \bar{Y}

- Setze LB auf alten LB via dynamischer Verkettung zurück
- Setze ST auf alten Wert zurück
- Setze Ausführung bei Rücksprungadresse R fort

```
let ...  
in  
  proc Y() ~  
  proc Z() ~  
    in ... Y() ; ...  
in ...
```



Instruktionen für Speicherzugriff

A. Koch

- **LOAD d[reg]** Lese Adresse d+reg, lege Inhalt auf Stapel ab
- **STORE d[reg]** Speichere obersten Stapelwert (TOS) an Adresse d+reg

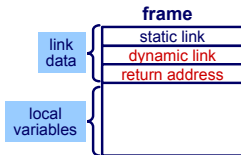
Zugriff auf Variablen

- **Globale** Variablen immer im Frame beginnend bei SB
 - Also: LOAD d[SB] und STORE d[SB]
- **Lokale** Variablen immer in Frame beginnend bei LB
 - Also: LOAD d[LB] und STORE d[LB]
- Vorsicht: Hier **vereinfacht!** (→ statische Verkettung)

Beispiel Adressierung von Variablen

```
let
  var a: array 3 of Char;
  var b: Boolean;
  var c: Char;
in
  proc Y() ~
    let var d: Integer;
        var e: Integer
    in ...

    proc Z() ~
      let var f: Integer
          var g: Char;
      in
        ... Y(); ...
    in begin
      ... Y(); ...; Z(); ...
    end
```

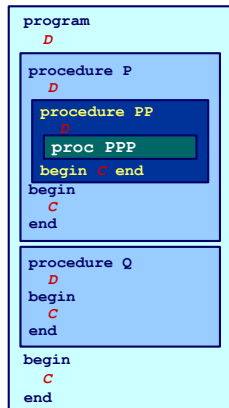


Wegen der **Verwaltungsdaten** (3 Worte) beginnen die lokalen Variablen erst bei **Adresse 3** im Stack Frame

var	size	address
a	3	0 [SB]
b	1	3 [SB]
c	1	4 [SB]
d	1	3 [LB]
e	1	4 [LB]
f	1	3 [LB]
g	1	4 [LB]

Verschachtelte Blockstruktur

- PPP hat Zugriff auf Variablen von PPP, PP, P und die globalen Variablen.
- Problem: Mit d[SB] und d[LB] können wir von PPP aus nur **lokale** Variablen von PPP und **globale** Variablen zugreifen
- Die anderen Variablen aus umschließenden Prozeduren PP und P **existieren** aber noch auf dem Stapel!
- P und PP wurden vorher aktiviert
- Idee: Irgendwie **hochhangeln** und an die Daten kommen



A. Koch

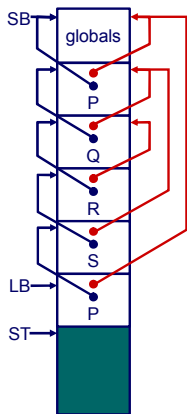
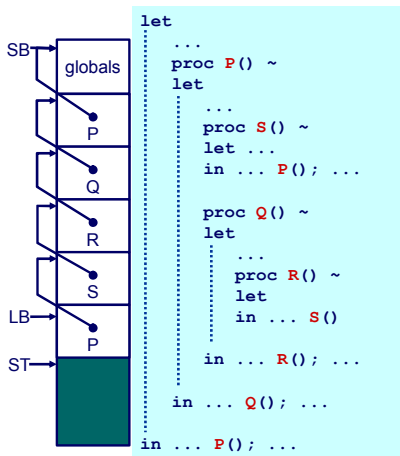
- Verweis auf Frame der **im Programmtext** umschliessenden Prozedur
- Unterschied dynamische Verkettung
 - Hier Verweis auf Frame der **aufrufenden** Prozedur
- Dient dem Zugriff auf **nicht-lokale** Variablen

Wird nicht von allen Sprachen unterstützt und ist von zweifelhaftem Nutzen (siehe später).

Beispiel statische Verkettung

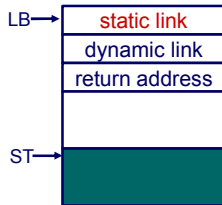
```
let
  ...
  proc P() ~
  let
    ...
    proc S() ~
    let ...
    in ... P(); ...

    proc Q() ~
    let
      ...
      proc R() ~
      let
        in ... S()
      in ... R(); ...
    in ... Q(); ...
  in ... P(); ...
```



- Statische Verkettung ist hier
1. Wort des Stack Frame
- Wird durch LB referenziert
- Effekt:
contents(LB) =
umschliessender Stack Frame
(von $R=Q$)
contents(contents(LB)) = noch
weiter aussenliegender Stack
Frame (von $R=P$)

```
let proc P()  
in let proc Q()  
    in let proc R()  
    ...
```



Realisierung durch sogenanntes **Display**

display registers	SB		Zeigt auf Frame mit globalen Variablen
	LB		Zeigt auf oberste Frame R
	L1	contents(LB)	Zeigt auf Frame R' umschließend R
	L2	contents(L1)	Zeigt auf Frame R'' umschließend R'
	L3	contents(L2)	Zeigt auf Frame R''' umschließend R''
	L4	contents(L3)	Zeigt auf Frame R'''' umschließend R'''

Bestimmung der statischen Verkettung 1

```
let ! level 0
  var a: Integer;
  proc P() ~
  let ! level 1
    var b: Integer;
    proc Q() ~
    let ! level 2
      var c: Integer;
      proc R() ~
      let ! level 3
        var d: Integer;
        in ...
      in ...
    in ...
  in ...
```

```
let ! level 0
  var a: Integer;
  proc P() ~
  let ! level 1
    var b: Integer;
    proc Q() ~
    let ! level 2
      var c: Integer;
      proc R() ~
      let ! level 3
        var d: Integer;
        in ...
      in ...
    in ...
  in ...
```

In R sind alle Variablen **a, b, c, d** zugreifbar. Aus **Kontextanalyse** bekannt: **Ebenen** aller Geltungsbereiche.

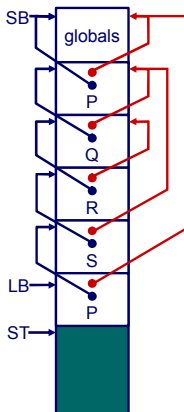
R sei Routine deklariert auf Ebene l , dann gilt für die statische Verkettung (hier SV)

- Wenn $l = 0$ (R ist globale Routine)
SV= SB $\rightarrow R$ sieht statisch nur globale Variablen
- Wenn $l > 0$ (R ist eingeschachtelt deklariert)
 - SV= LB vor Aufruf
 \rightarrow wenn **Aufruf** von R aus Ebene l erfolgt
 - SV= $L1$ vor Aufruf
 \rightarrow wenn **Aufruf** von R aus Ebene $l + 1$ erfolgt
 - SV= $L2$ vor Aufruf
 \rightarrow wenn **Aufruf** von R aus Ebene $l + 2$ erfolgt
 - ... (bis $L7$ in TAM)

Beispiel: Bestimmung statische Verkettung

```
let
  ...
  proc P() ~
  let
    ...
    proc S() ~
    let ...
    in ... P(); ...

    proc Q() ~
    let
      ...
      proc R() ~
      let
        in ... S()
      in ... R(); ...
    in ... Q(); ...
  in ... P(); ...
```



Wie SV für aufgerufene Routine setzen?
Nur der **Aufrufer** kennt seine Ebene!

➡ In Triangle/TAM: Parameter für `CALL`-Instruktion

Beispiel:

`S ()` deklariert auf $l = 1$, Aufruf auf $l = 3$
→ L2 verwenden

```
CALL (L2) s
```

- Kompliziertere Compilierung
- Auch Laufzeitoverhead durch statische Verkettung
 - Komplizierterer Funktionsaufruf
 - Erhöhter Speicherbedarf

A. Koch

Lohnt sich das ganze überhaupt?

Beispiel Pascal

Art des Zugriffs	Relativer Anteil
Global	49%
Lokal	49%
Nicht-Lokal	2%

➔ Nein, überflüssiger Aufwand!

Routinen

- **Routinen** sind Assembler-Äquivalent von Prozeduren und Funktionen einer Hochsprache (HLL)
 - Wichtige Maschineninstruktionen
 - CALL r** Lege nächste Programmzeigeradresse auf Stapel und springe auf Adresse r
 - RETURN** Nehme einen Wert vom Stapel und springe dorthin
- ↳ Basismechanismus für Routinenaufruf

Weitere Aspekte bei der Abbildung von HLL-Mechanismen

- **Aufruf** einer Routine und Übergabe von Parametern
- **Rückkehr** von einer Routine und Rückgabe eines Ergebnisses
- **Verwaltung** von statischen Verkettungen etc.

➔ In Form eines **Protokolls** definieren (maschinenabhängig)

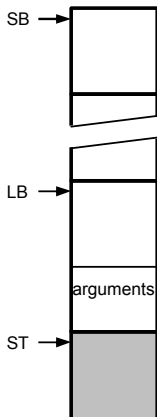
Oft vom Betriebssystem in Form eines Application Binary Interface (ABI) vorgegeben.

- Auch **calling conventions** genannt
- Für Stack-Maschinen häufig
 - 1 Aufrufer legt Parameter auf Stapel (Reihenfolge?)
 - 2 Routine wird aufgerufen und benutzt Parameterwerte
 - 3 Aufgerufene Routine nimmt Parameter vom Stapel und ersetzt sie durch Rückgabewert

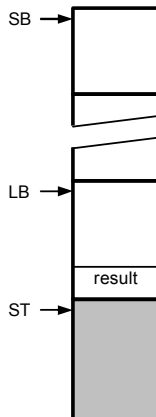
➔ Beliebig viele Parameter übergebbar

Routinenprotokoll 2

(1) Just before the call:



(2) Just after return:



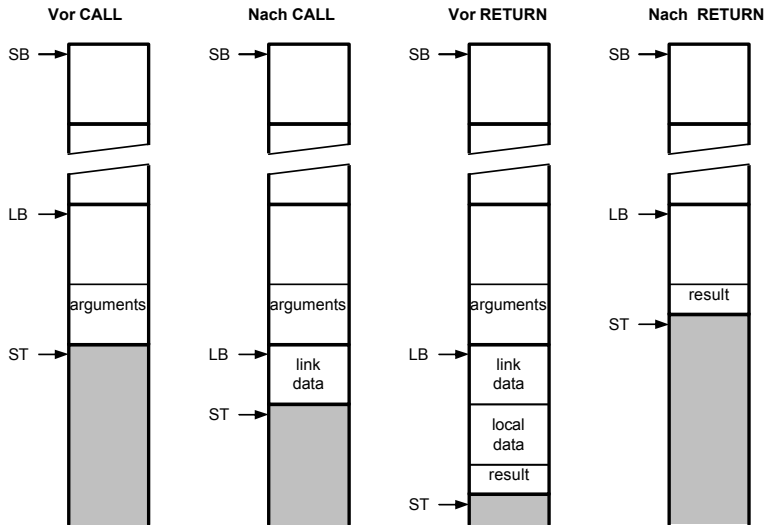
A. Koch

Relevante TAM Instruktionen

CALL (*reg*) *addr* ruft Routine an Adresse *addr* auf,
verwendet den Wert in *reg* als statische
Verkettung bei der Anlage eines neuen Frame

RETURN (*n*) *d* Sichert *n* Worte als Ergebnis vom Stack,
entfernt den aktuellen Frame und *d* Parameter,
setzt Ausführung nach Aufrufstelle fort, legt
Ergebnis oben auf dem Stack ab

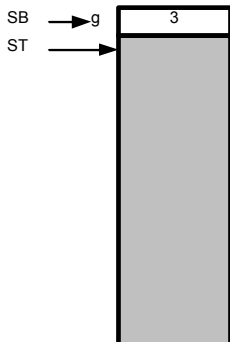
Routinenprotokoll 4



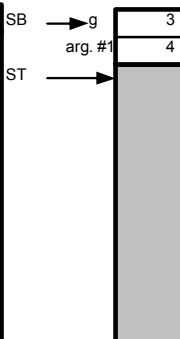
A. Koch

```
let var g: Integer;
  func F(m: Integer, n: Integer)
    : Integer ~ m*n ;
  proc W(i:Integer) ~
    let const s ~ i*i
    in begin
      putint(F(i,s));
      putint(F(s,s))
    end
in begin
  getint(var g);
  W(g+1)
end
```

(1) Just after reading g:



(2) Just before cal



Parameter (Argumente) zum Datenaustausch zwischen Aufrufer und Routine

- **Aktuelle Parameter** verwendet von Aufrufer bei Aufruf der Prozedur
- **Formale Parameter** innerhalb der Prozedur verwenden
 - Verhalten sich **innerhalb** der Prozedur wie lokale Variablen
- Eins-zu-eins Zuordnung von aktuellen und formalen Parametern

Übergabe von Werten

- Lege **Wert** der aktuellen Parameter auf Stack ab
- Liest Inhalte aus Variablen
- Effekt: Übergebe eine **Kopie** der Variable
- Zuweisungen innerhalb der Prozedur **nicht** im Aufrufer sichtbar

A. Koch

```
let
  proc sum(i:Integer, j:Integer) ~ begin
    i := i+j;
    putint(i);
  end
  var x: Integer
in begin
  x := 23; sum(x, 27)
end
```

- In Triangle durch Schlüsselwort `var`
 - Bei Deklaration und Aufruf der Prozedur!
- Übergebe die Variable **selbst**
 - Nicht nur ihren aktuellen Wert!
 - Änderungen werden auch außerhalb der aufgerufenen Prozedur sichtbar

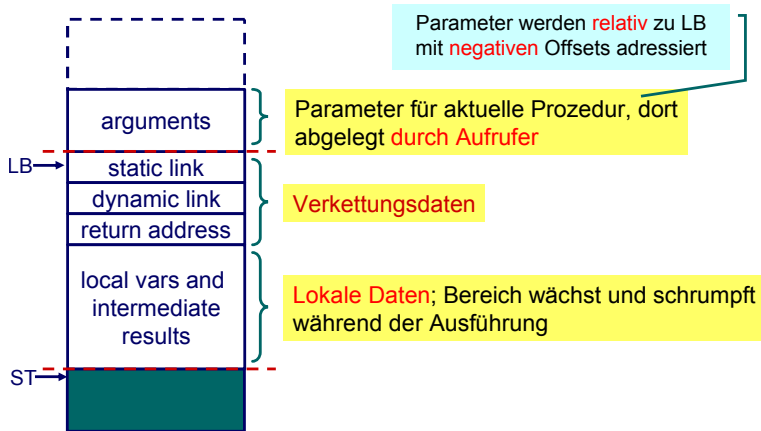
Wie implementieren?

A. Koch

- Übergebe **Adresse** der Variable (als Zeiger)
- Aufgerufene Routine benutzt dann **Indirektion** um Wert abzurufen (dereferenziert Zeiger)

```
let proc S(var n:Integer, i:Integer) ~ n:=n+i;
    var today: record
        y:integer, m:Integer, d:Integer
    end
in begin
    b := {y~2003, m ~ 4, d ~ 10};
    S(var b.m, 6)
end
```

Erweiterung des Stack Frame



Implementierung der Aufrufkonventionen 1

```
let var g: Integer;
  func F(m: Integer, n: Integer)
    : Integer ~ m*n ;
  proc W(i:Integer) ~
    let const s ~ i*i
    in begin
      putint(F(i,s));
      putint(F(s,s))
    end
in begin
  getint(var g);
  W(g+1)
end
```

g ist var-Parameter

g+1 ist Wert-Parameter

```
PUSH      1
LOADA     0[SB]
CALL      getint
LOAD      0[SB]
CALL      succ
CALL(SB)  W
POP       1
HALT
```

- expand globals to make space for *g*
- push the address of *g*
- read an integer into *g*
- push the value of *g*
- add 1
- call *W* (using *SB* as the static link)
- remove globals
- end the program

Implementierung der Aufrufkonventionen 2

Parameter liegen direkt unter dem aktuellen Frame.

```
func F(m: Integer, n: Integer)
  : Integer ~ m*n ;
proc W(i:Integer) ~
  let const s ~ i*i
  in begin
    putint(F(i,s));
    putint(F(s,s))
  end
```

W:	LOAD	-1 [LB]	- push the value of <i>i</i>
	LOAD	-1 [LB]	- push the value of <i>i</i>
	CALL	mult	- multiply, the result will be the value of <i>s</i>
	LOAD	-1 [LB]	- push the value of <i>i</i>
	LOAD	3 [LB]	- push the value of <i>s</i>
	CALL (SB)	F	- call <i>F</i> (using <i>SB</i> as static link)
	CALL	putint	- write the value returned
	LOAD	3 [LB]	- push the value of <i>s</i>
	LOAD	3 [LB]	- push the value of <i>s</i>
	CALL (SB)	F	- call <i>F</i> (using <i>SB</i> as static link)
	CALL	putint	- write the value returned
	RETURN (0)	1	- return, replacing the 1-word argument by a 0-word result
F:	LOAD	-2 [LB]	- push the value of <i>m</i>
	LOAD	-1 [LB]	- push the value of <i>n</i>
	CALL	mult	- multiply
	RETURN (1)	2	- return, replacing the 2-word argument pair by a 1-word result

Sonderfall: Prozeduren/Funktionen als Parameter 1

- In Triangle, C, Modula, . . . , möglich
- Beispiel: Vergleichsfunktion an Sortierprozedur übergeben

```
let
  func twice(func doit(Integer x): Integer, i: Integer): Integer ~
    doit(doit(i));
  func double(Integer d) ~ d*2;
  var x: Integer
in begin
  x := twice(double, 10);
end
```

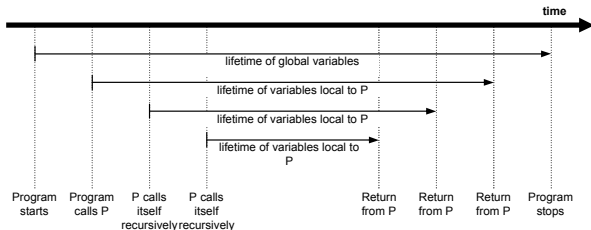

Sonderfall: Prozeduren/Funktionen als Parameter 2

Implementierung

- Repräsentiere Funktion durch Paar (Startadresse, statische Verkettung)
- Sogenannte **closure** or Funktionsdeskriptor
- Aufruf dann über Closure
- TAM: Lege Closure auf Stack, dann `CALLI` zum Aufruf

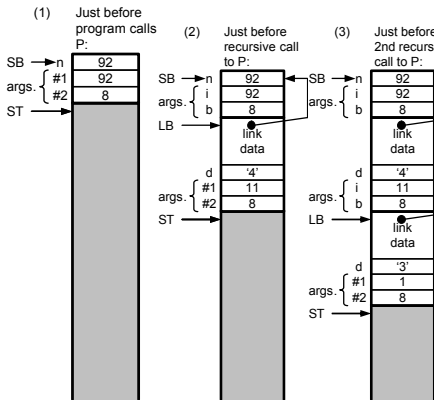
Rekursion 1: Lebensdauern der Variablen

```
let
  proc P (i : Integer, b: Integer) ~
    let
      const d ~ chr(i//b + ord('0'))
    in
      if i < b then
        put (d)
      else
        begin
          P (i / b, b);
          put (d)
        end;
      var n: Integer
    in
      begin
        getint (var n);
        P (n, 8);
      end
  end
```



```

let
  proc P (i : Integer, b: Integer) ~
    let
      const d ~ chr(i//b + ord('0'))
    in
      if i < b then
        put(d)
      else
        begin
          P(i / b, b);
          put(d)
        end;
    var n: Integer
  in
    begin
      getint(var n);
      P(n, 8);
    end
end
    
```



Heap-Speicher

- Bisher Lebenszeit von Variablen gebunden an **Geltungsbereiche**
 - Auch verschachtelt (statische Verkettung)
 - Reicht aber nicht immer!
 - Häufig: Lebenszeiten **unabhängig** von Geltungsbereichen
 - Beispiel: Datenstrukturen wie Listen, Bäume, etc.
 - Struktur lebt **unabhängig** von Prozeduren/Funktionen
- ➡ Braucht anderes Speicherverfahren als Stack

- Auch Halde oder Haufen genannt
- ... wir bleiben bei Heap
- Vorteil: **Beliebige** Lebenszeiten realisierbar
- Nachteil: **Explizite Verwaltung** durch Programm erforderlich
 - Pascal, C, C++
- Gilt nicht immer: Teilweise **Automatisierung** möglich
 - Java, Lisp, Smalltalk

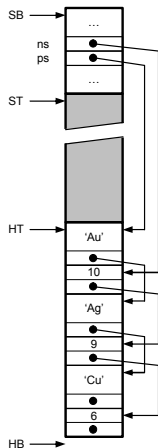
- Heap in der Regel im selben Speicher wie Stack
- Verhalten
 - Stack wächst und schrumpft bei Blockeintritt/-austritt
 - Heap wächst bei Anlegen neuer Variablen, schrumpft (?) bei Freigabe
- Idee: Heap und Stack an unterschiedlichen Enden des Adressraums beginnen
 - Wachsen aufeinander zu
 - Bei Zusammentreffen: Out-of-memory
- Normalerweise: Stack oben, Heap unten
- TAM: Stack unten, Heap oben

Beispiel: Heap 1

- Einfacher Fall: **Neue** Heap-Variablen anlegen.

- Beispiel hier:

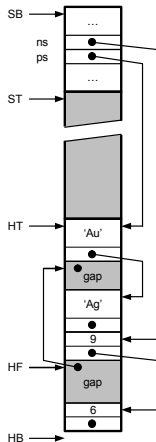
```
var ns: IntList;  
ps: SymList;
```



Beispiel: Heap 2

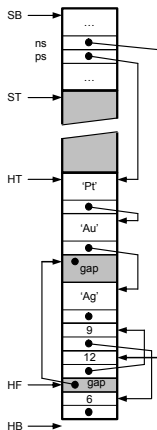
- Problem: **Freigeben** von Variablen
 - IntList: 10
 - SymList: 'Cu'
- Vorgehen hier: freien Platz merken (HF Liste)

A. Koch



Beispiel: Heap 3

- Neue Heap-Variablen anlegen
 - `IntList: 12`
 - `SymList: 'Pt'`
- Freien Platz **bevorzugt** benutzen
- Hier: **Ersten** freien Platz verwenden
- Problem: Jetzt viele kleine Löcher in Heap (Fragmentierung)
- Heap wächst weiter



Viele Ansätze zur Speicherzuteilung, ein Ansatz:

- 1 Finde **genau passenden** freien Speicherblock in H_F und benutze ihn
- 2 Finde **größeren** freien Speicherblock in H_F und benutze ihn teilweise
- 3 **Vergrößere** Heap in Richtung Stack um benötigten Platz
- 4 Falls nicht möglich: **out-of-memory**

Fragmentierung bekämpfen

A. Koch

- Verwende immer **kleinsten passenden** freien Speicherblock (immer sinnvoll?)
- Verschmelze benachbarte freie Speicherblöcke
- **Kompaktiere** Heap
 - Alles **zusammenschieben**
 - Problem: Alle Zeiger im Programm müssen **aktualisiert** werden
 - Teillösung: Doppelte Indirektion über **Handles**
 - Realisiert als Zeiger-auf-Zeiger
 - Programm operiert mit Handles, werden nicht beeinflusst
 - Zeiger **innerhalb** von Handles werden durch Kompaktierung aktualisiert

Idee: Automatisiere **Freigabe** von nicht mehr benutztem Speicher

A. Koch

- **Garbage Collection**
- In Java, Lisp, Smalltalk, . . .
- Viele verschiedene Ansätze
- Ganz einfach: Mark-and-sweep
 - 1 Kennzeichne alle Elemente auf Heap als nicht erreichbar
 - 2 Gehe nun alle Variablen durch (auf Heap und auf Stack!)
 - 3 Falls Zeiger: Markiere referenzierten Heap-Block als erreichbar
 - 4 Trage alle unerreichbaren Speicherblöcke in HF -Liste ein

Probleme bei einfachem Mark-and-Sweep

- “Falls Zeiger. . . ”: Wie erkennen?
 - Zeiger besonders kennzeichnen
 - oder Buch über *alle* angelegten Zeiger führen
 - Heap-Blöcke müssen ihre Größe kennen
 - Was, wenn Zeiger mitten in Heap-Block hinein?
- ➔ Kompliziert, nicht Compiler-spezifisch

- Darstellung von Daten auf Maschinenebene
 - Primitive Typen
 - Zusammengesetzte Typen
- Triangle Abstract Machine
- Auswertung von Ausdrücken
 - Stack-Maschine, Register-Maschine
- Speicherverwaltung
 - Globale, lokale, nicht-lokale Variablen
- Aufrufkonventionen
 - Parameter- und Ergebnisübergabe
- Langlebige Daten
 - Auf Heap
 - Verwaltungstechniken