



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

Optimierende Compiler

4. Laufzeitumgebung

Andreas Koch

FG Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Informatik, TU Darmstadt

Sommersemester 2006



Klausuren

- Montag, 19.6.06, 18:15-19:30 Uhr, C205
 - Für alle Teilnehmer (IV4 und V3)
- Mittwoch, 26.7.06, 14:00-15:15 Uhr, C205
 - Nur für Theoretiker (V3)

➔ Rechtzeitig anmelden!



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

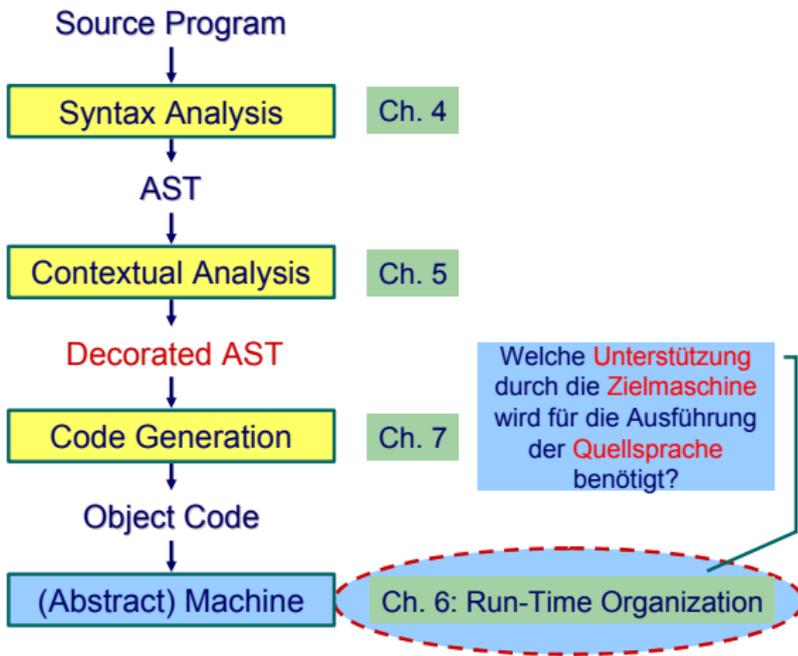
Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

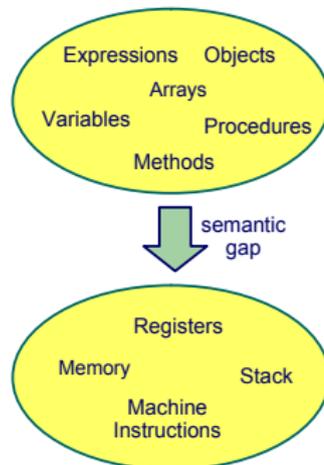
Ablauf der Vorlesung

- Veranstaltung am Donnerstag, 01.06.06, muß leider ausfallen
- Danach nur noch Donnerstagsvorlesungen
- Hochfahren des praktischen Anteils für IV4 Teilnehmer





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





Wichtige Aspekte

Datendarstellung 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 (TAM)



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

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

➔ Harvard-Architektur

Adressbereiche über CPU-Register adressiert

Adressierung des Instruktionsspeichers



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

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

Adressierung des Datenspeichers



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

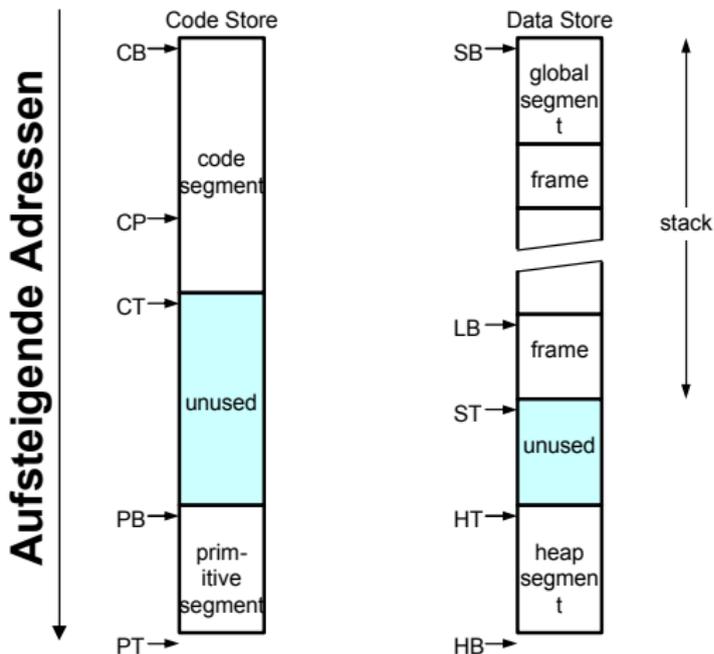
Auswertung

Speicherverwal

Routinen

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

TAM Speicherbereiche



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen



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

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!

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



Unverwechselbarkeit Unterschiedliche Werte sollen unterschiedliche Darstellungen haben

- Klappt nicht immer (duale Gleitkommadarstellung reeller Zahlen)

Eindeutigkeit 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

Direkte ./ indirekte Repräsentation

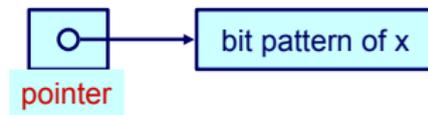


Direkt



- 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,



Notation

- $\#[T]$: Anzahl **unterschiedlicher** Elemente in T
- $\text{size}[T]$ minimaler Speicherbedarf zur Darstellung eines Wertes aus T

Primitive Typen

Können nicht weiter in kleinere Typen zerlegt werden.

Beispiele: Integer, Char, Boolean

	$\#[T]$	$\text{size}[T]$	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): $\text{maxint} = 2^{15} - 1 = 32767$

Pentium-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.

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

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

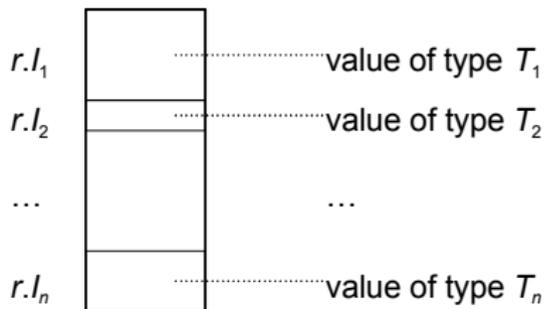
Auswertung

Speicherverwal

Routinen



Anordnung im Speicher



today.y
today.m
today.d

2000
1
1

her.female

her.dob

her.status

{ her.dob.y
her.dob.m
her.dob.d

<i>true</i>
1978
5
5
'u'



Speicherbedarf und Adressierung

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

```
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.

- 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

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

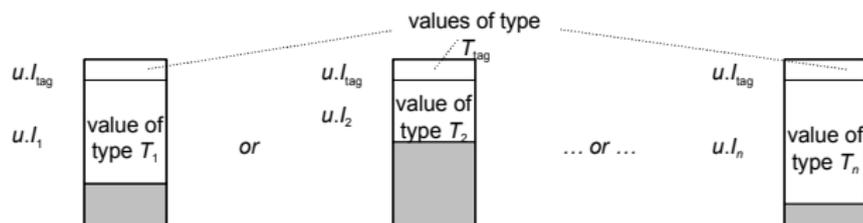
Auswertung

Speicherverwalt

Routinen



Allgemeiner Aufbau





Adressierung: Lege disjunkte Teile im Speicher übereinander

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

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



- 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

```
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

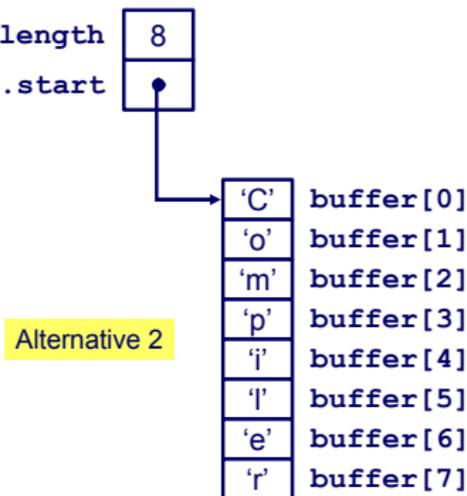
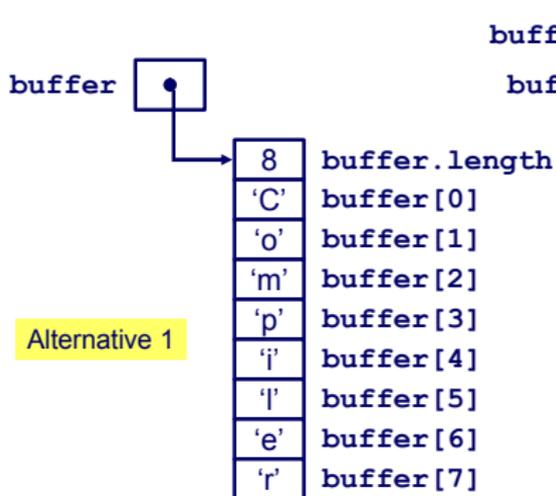


- Grundsätzlich wie statische Arrays
- Aber Abmessungen erst zur Laufzeit bekannt
 - Möglicherweise sogar variabel
- Indirekte Darstellung über **Deskriptor**
 - Adresse des ersten Elements
 - Abmessungen
- Speicher wird zur Laufzeit angefordert (\rightarrow Heap)

Dynamische Arrays 2



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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen



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



- 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!)
- Virtuelle Maschine für Triangle TAM ist **Stackmaschine**

Typische Stack-Maschine



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen

<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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

```
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
```

...

```
STORE a
LOAD a
LOADL n
ADD
```

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



Sehr schnelle Speicherelemente direkt im Prozessor

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

Typische Register-Maschine 2



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

<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 aller Operationen



- Code für Registermaschine ist **effizient**.
- 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 ; 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
```

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen



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)

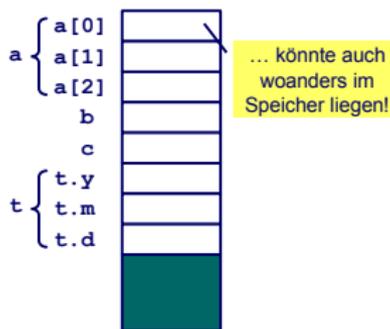
➔ Computerarchitektur (von-Neumann vs. Harvard, NUMA, COMA, ...)



Globale Variablen: Existieren über gesamte Programmlaufzeit

- 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

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

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

Verwaltung von Stapelspeicher 1



Lokale Variable \forall

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

```
let
  var b: Boolean;
  var c: Char
in
  proc Y() ~
    let var d: Integer
    in ...

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

Globale Variablen; Lebensdauer: über das gesamte Programm

Lokale Variablen von Y: solange Prozedur Y aktiv ist

Lokale Variablen von Z: solange Prozedur Z aktiv ist

Prozedur kann gleichzeitig mehrfach aktiv sein (Rekursion), dann müssen auch mehrere Kopien der **lokalen Variablen** existieren.

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

Verwaltung von Stapelspeicher 2



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

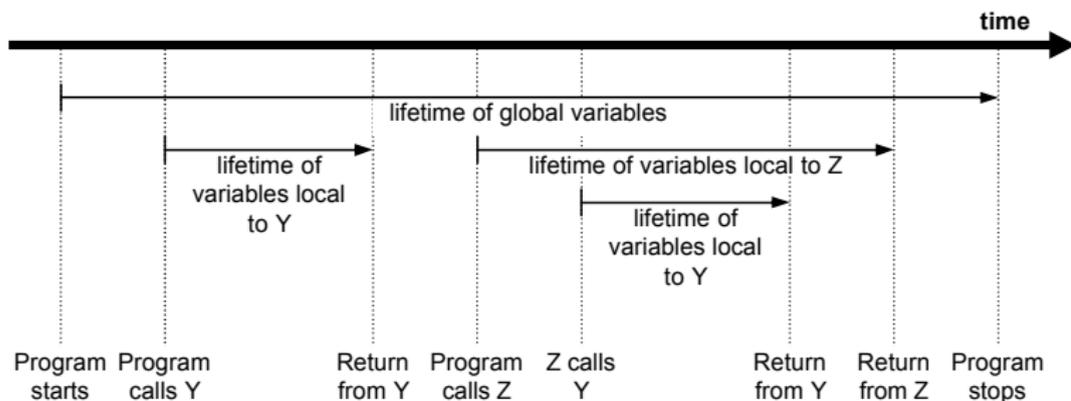
Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

```
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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

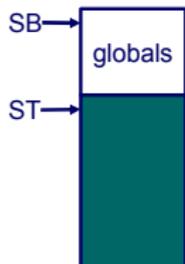
Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

after start



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

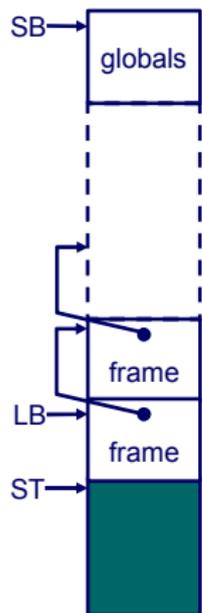
dynamic
link

registers

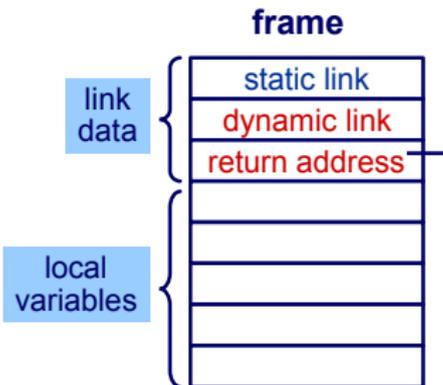
SB	Stack Base
LB	Local Base
ST	Stack Top

```
let ...
```

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**.



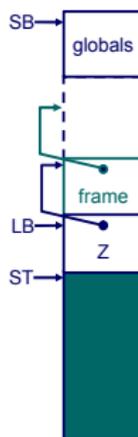
Rücksprungadresse nach Abarbeiten der Prozedur

Ablauf Prozeduraufruf 1



- Aufruf von Y aus Z

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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

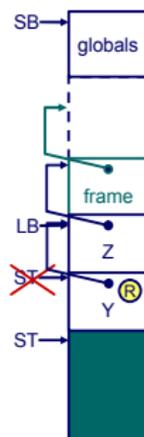
Routinen

Ablauf Prozeduraufruf 2



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

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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

Ablauf Prozeduraufruf 3

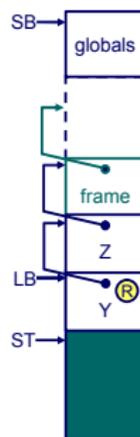


- Markiere neuen Frame als aktuellen durch Umsetzen von LB

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 ...
```



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen



Instruktionen für Speicherzugriff

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

Zugriff auf Variablen

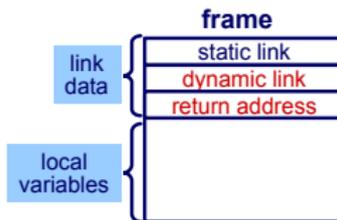
- Globale Variablen immer im Frame beginnend bei SB
 - Also: **LOAD** $d[\text{SB}]$ und **STORE** $d[\text{SB}]$
- Lokale Variablen immer in Frame beginnend bei LB
- Also: **LOAD** $d[\text{LB}]$ und **LOAD** $d[\text{LB}]$
- Vorsicht: Hier **vereinfacht!** (\rightarrow statische Verkettung)

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]

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

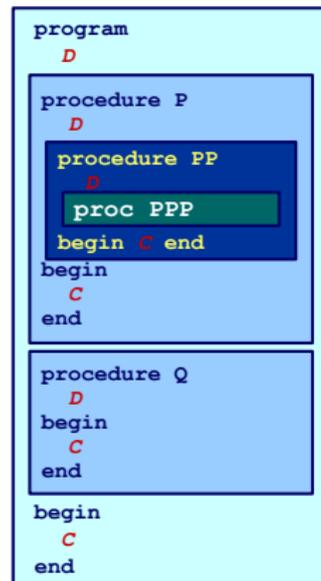
Speicherverwaltung

Routinen



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





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

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

Beispiel statische Verkettung

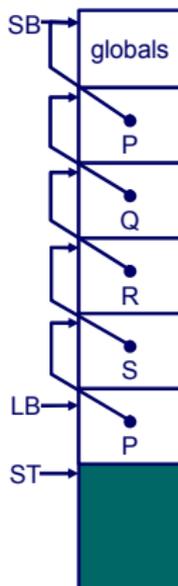


```
let
...
proc P() ~
let
...
proc Q() ~
let
...
proc R() ~
let
in ... S()
...
in ... R(); ...

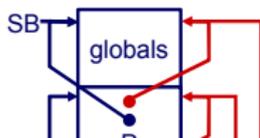
proc S() ~
let ...
in ... P(); ...

in ... Q(); ...

in ... P(); ...
```



```
let
...
proc P() ~
let
...
proc Q() ~
```



Statische Verkettung
von R erlaubt Zugriff

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

Organisation der statischen Verkettung 1



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

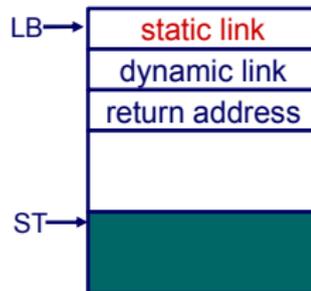
Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

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

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

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

Bestimmung der statischen Verkettung 2



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

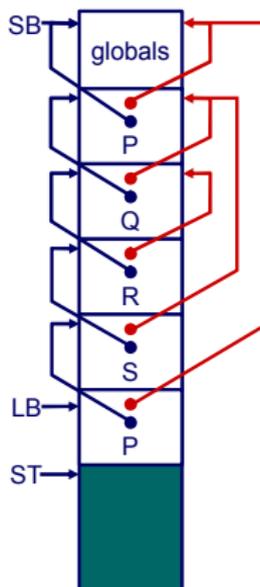
R sei Routine deklariert auf Ebene l , dann gilt für die statische Verkettung (hier SV)

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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen



Wie SV für aufgerufene Routine setzen?
Nur 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

Lohnt sich das ganze überhaupt?

Beispiel Pascal

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

➔ Nein, überflüssiger Aufwand!



- **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
- Realisierung 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
 - Aufrufer legt Parameter auf Stapel (Reihenfolge?)
 - Routine wird aufgerufen und benutzt Parameterwerte
 - Aufgerufene Routine nimmt Parameter vom Stapel und ersetzt sie durch Rückgabewert

➔ Beliebig viele Parameter übergebbar

Routinenprotokoll 2



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

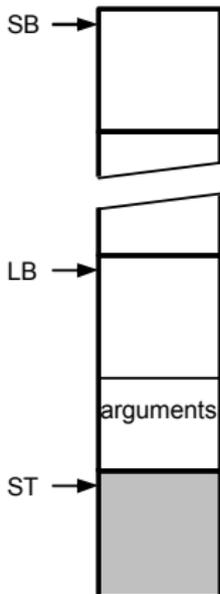
Repräsentation

Auswertung

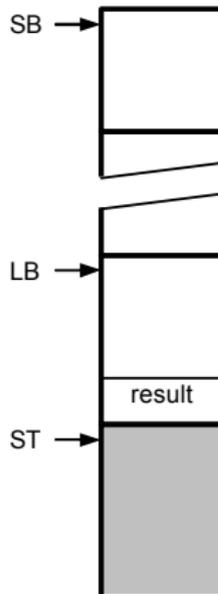
Speicherverwalt

Routinen

(1) Just before the call:



(2) Just after return:





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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

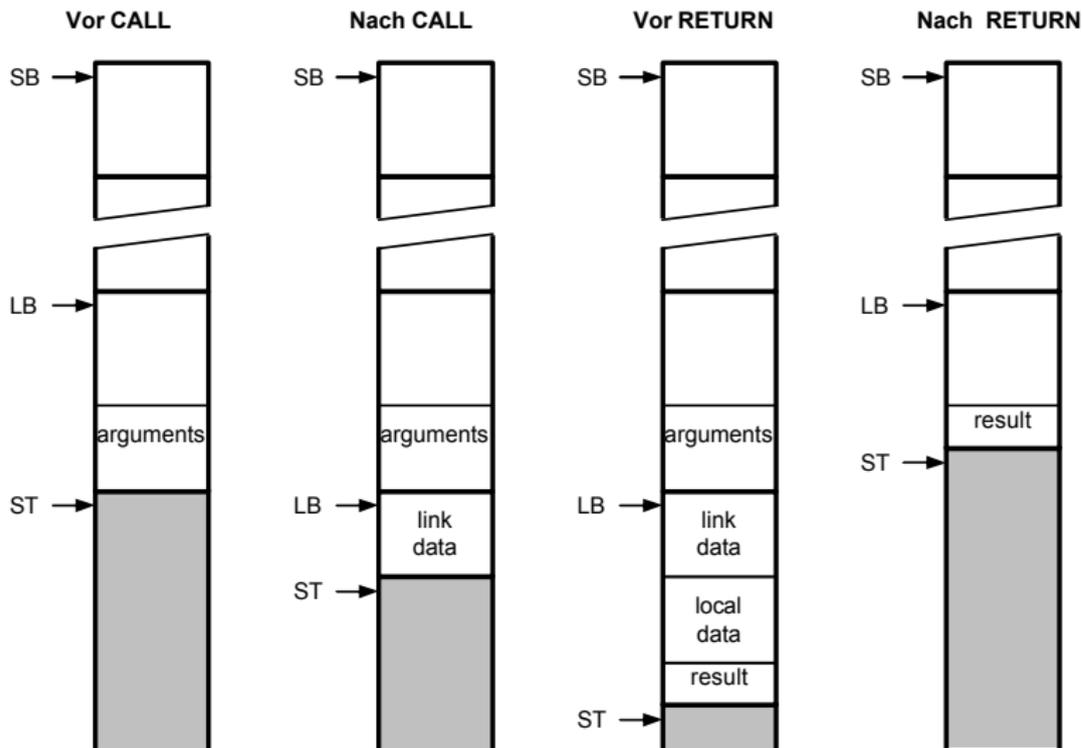
TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen



Routinenprotokoll 5



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

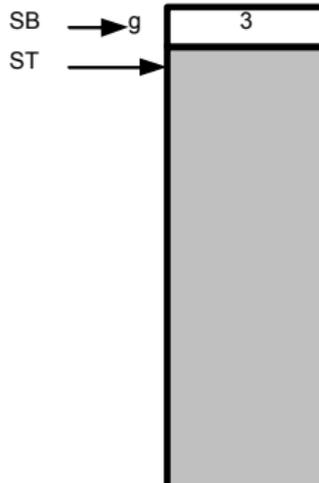
Auswertung

Speicherverwaltung

Routinen

```
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 call to W:





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

```
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
```

OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen



- 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

Übergabe von Referenzen 2



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

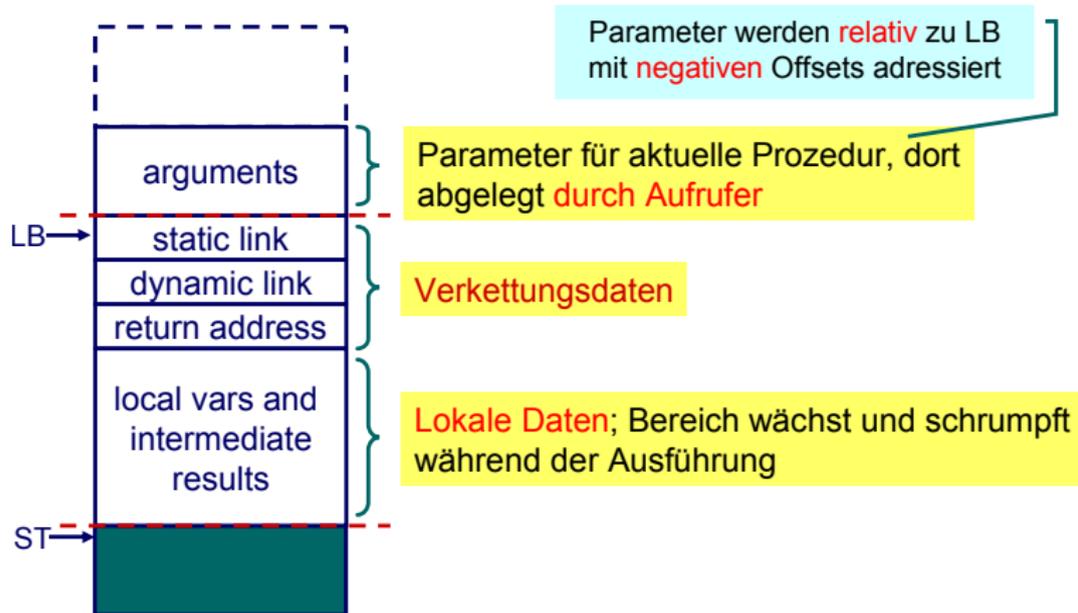
Routinen

Wie implementieren?

- 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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen

Implementierung der Aufrufkonventionen 1



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen

```
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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen

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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen

- 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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwal

Routinen

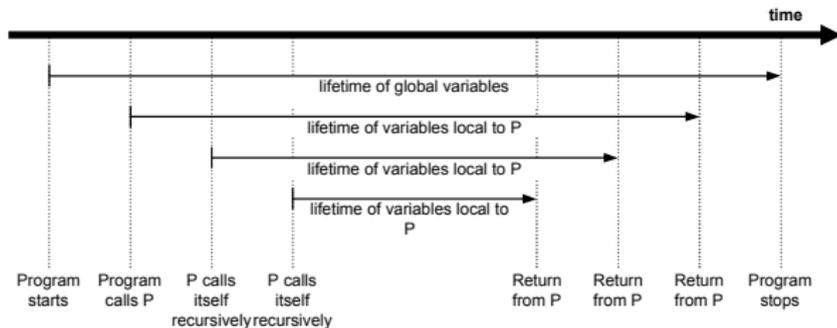
Implementierung

- 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
```



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen

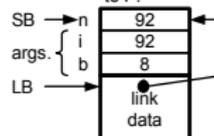


```
let
  proc P (i : Integer, b: Integer) ~
    let
      const d ~ chr(i//b + ord('0'))
    in
      if i < b then
        put(d)
      else
        begin
          P(i / b, b);
          put(d)
        end;
    var n: Integer
  in
    begin
      getint(var n);
      P(n, 8);
    end
end
```

(1) Just before
program calls
P:



(2) Just before
recursive call
to P:





- 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

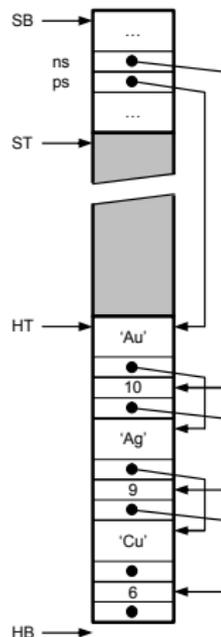


- Heap in der Regel im selben Speicher wie Stack
- Verhalten
 - Stack** wächst und schrumpft bei Blockeintritt/-austritt
 - Heap** wächst bei Anlegen neuer Variablen, schrumpft (?) bei Freigabe
- Idee: Heap und Stack an unterschiedlichen Enden des Adressraums beginnen
 - Wachsen aufeinander zu
 - Bei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

Beispiel: Heap 1

- Einfacher Fall: Nur neue Heap-Variablen anlegen.
- Beispiel hier:

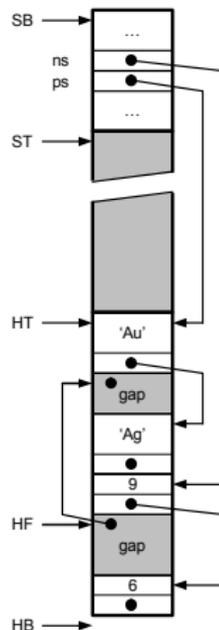
```
var  
ns: IntList;  
ps: SymList;
```



Beispiel: Heap 2



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



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repräsentation

Auswertung

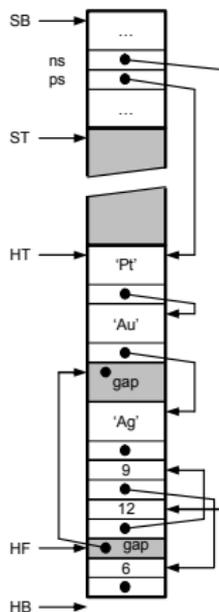
Speicherverwal

Routinen

Beispiel: Heap 3



- Neue Heap-Variablen anlegen
 - IntList: 10
 - SymList: 'Pt'
- Freien Platz bevorzugt benutzen
- Problem: Jetzt viele kleine L cher in Heap (Fragmentierung)
- Heap w chst weiter



OptComp

A. Koch

Orga

Einleitung

TAM

Repr sentation

Auswertung

Speicherverwalt

Routinen



Viele Ansätze zur Speicherzuteilung, hier verwendet:

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



Fragmentierung bekämpfen

- Verwende immer kleinsten passenden freien Speicherblock (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 **in** Handles werden durch Kompaktierung aktualisiert



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

- **Garbage Collection**
- In Java, Lisp, Smalltalk, . . .
- Viele verschiedene Ansätze
- Ganz einfach: Mark-and-sweep
 - 1 Kennzeichne alle Elemente auf Heap als nicht erreichbar
 - 2 Gehen nun alle Variablen **auf Stack** durch
 - 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”
 - 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