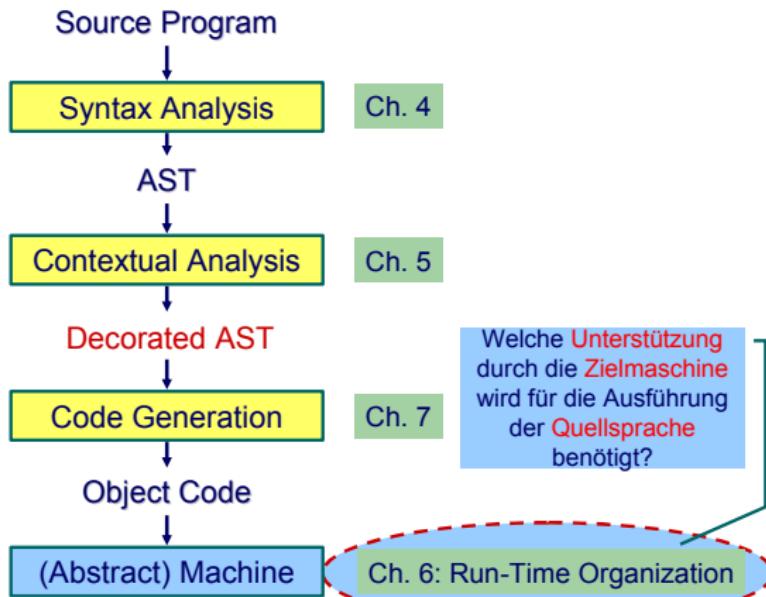


Laufzeitorganisation

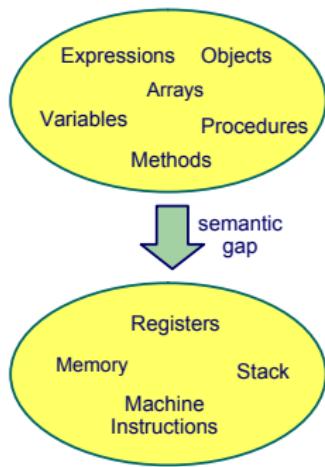
Andreas Koch
Fachgebiet Eingebettete Systeme und ihre Anwendungen
Fachbereich Informatik



Einleitung



- 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



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

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



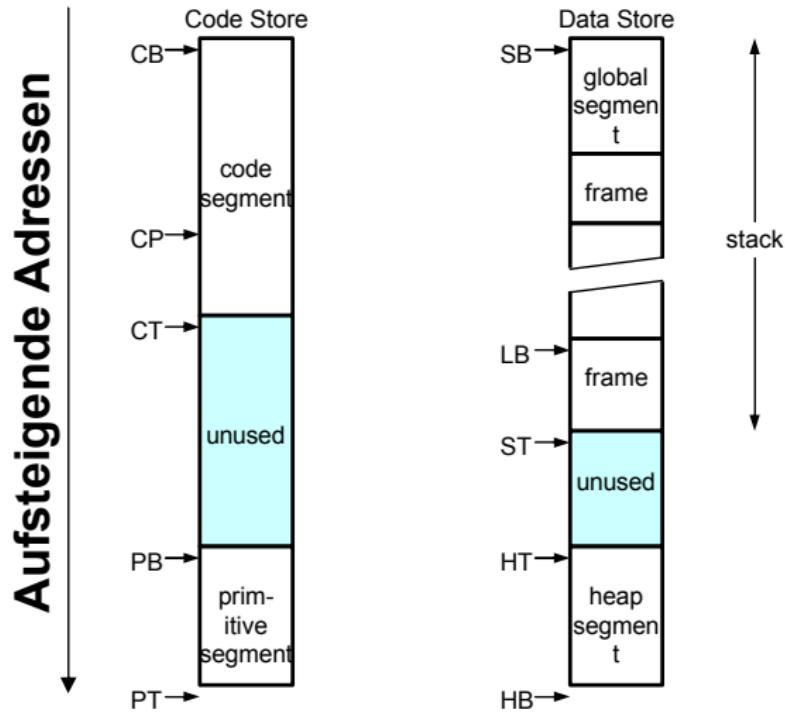
Programm	CB	Code Base (konstant)
	CT	Code Top (konstant)
	CP	Code Pointer (variabel)
Intrinsics	PB	Primitive Base (konstant)
	PT	Primitive Top (konstant)

Adressierung des Datenspeichers



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

TAM Speicherbereiche





- 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 (0101)
- n=1 (00000001)
- d=3 (0000000000000011)

→ 0000 0101 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 Programmmspeicher
- 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'	$t' = \neg t$
...				
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

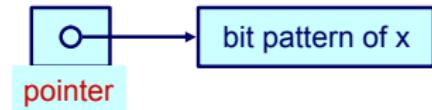
Indirekt Wert einer Variablen x muß über einen Zeiger bzw. *Handle* adressiert werden

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
- $\text{size}[T]$ minimaler Speicherbedarf (in Bit) 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): 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)

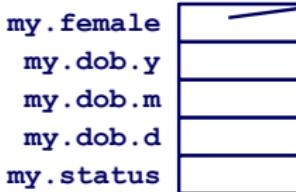
Records 1



```
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.

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



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
```

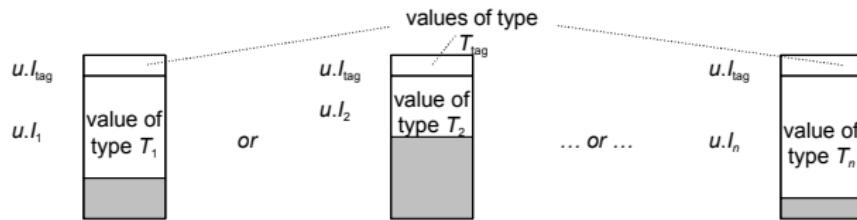
num.discrete	true
num.i	27
	unused

num.discrete	false
num.r	8.23312

Variante Records 2



Allgemeiner Aufbau



Adressierung: Legt disjunkte Teile im Speicher **übereinander**

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

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



- 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]	'T'
me[1]	'e'
me[2]	'l'
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

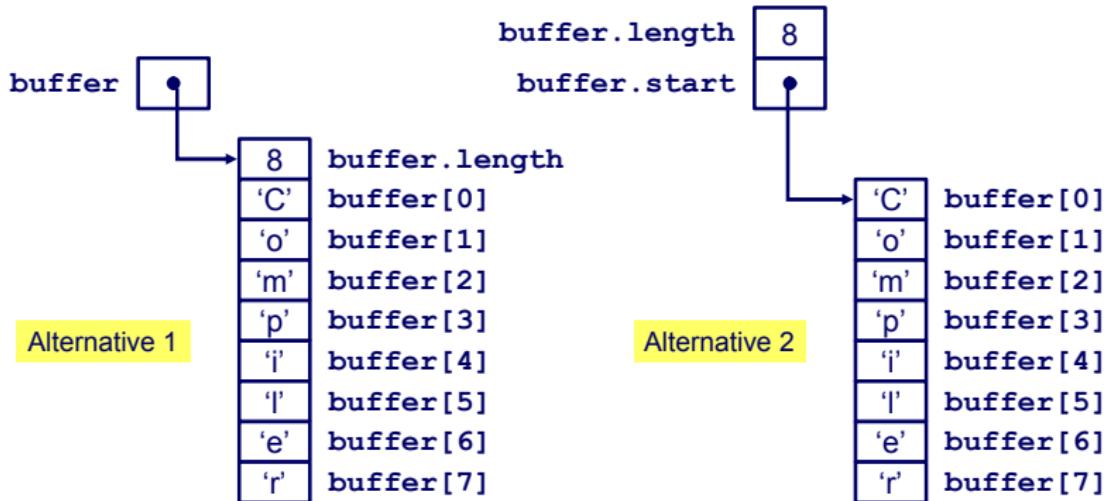


- Grundsätzlich wie statische Arrays
- Aber Abmessungen erst zur Laufzeit bekannt
 - Möglicherweise sogar variabel
- Indirekte Darstellung über **Deskriptor**
 - Adresse des ersten Elements
 - Abmessungen
- Speicher wird zur Laufzeit angefordert (→ Heap)

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



Instr.	Meaning
STORE a	Pop the top value off the stack and store it at address a .
LOAD a	Fetch a value from address a and push it on to the stack.
LOADL n	Push the literal value n 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
```

...

```
STORE a
LOAD a
```



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



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

*x Register **Ri**, 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 (zuviele 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
```



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Speicherverwaltung

Speicher auf der Zielmaschine

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

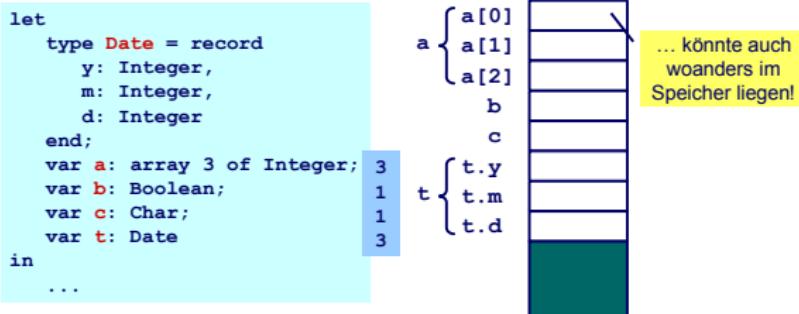
- Programmspeicher
- Variable Instruktionslänge (x86)

- 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

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



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)
- $\text{address}[b] = 1$
- $\text{address}[b[0]] = \text{address}[b] = 1$
- $\text{address}[b[1]] = \text{address}[b] + 1 = 2$
- $\text{address}[b[2]] = \text{address}[b] + 2 = 3$
- $\text{address}[c] = 4$

Lokale Variable v

- 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**

```
let
  var b; Boolean;
  var c; Char
in
  proc Y() ~
    let var d; Integer
    in ...
      proc Z() ~
        let var f; Integer
        in ... Y(); ...
  in begin
    ... Y(); ...; Z(); ...
end
```

Globale Variablen; Lebensdauer: Über das gesamte Programm

Lokale Variablen von Y: solange Prozedur Y aktiv ist

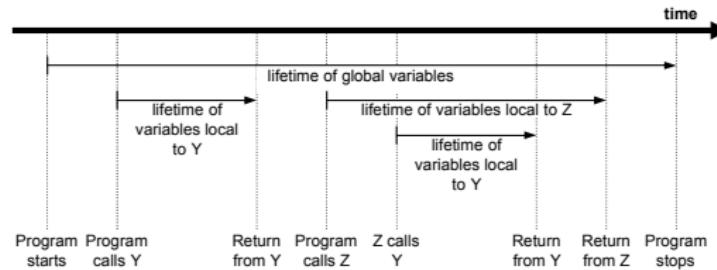
Lokale Variablen von Z: solange Prozedur Z aktiv ist

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

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

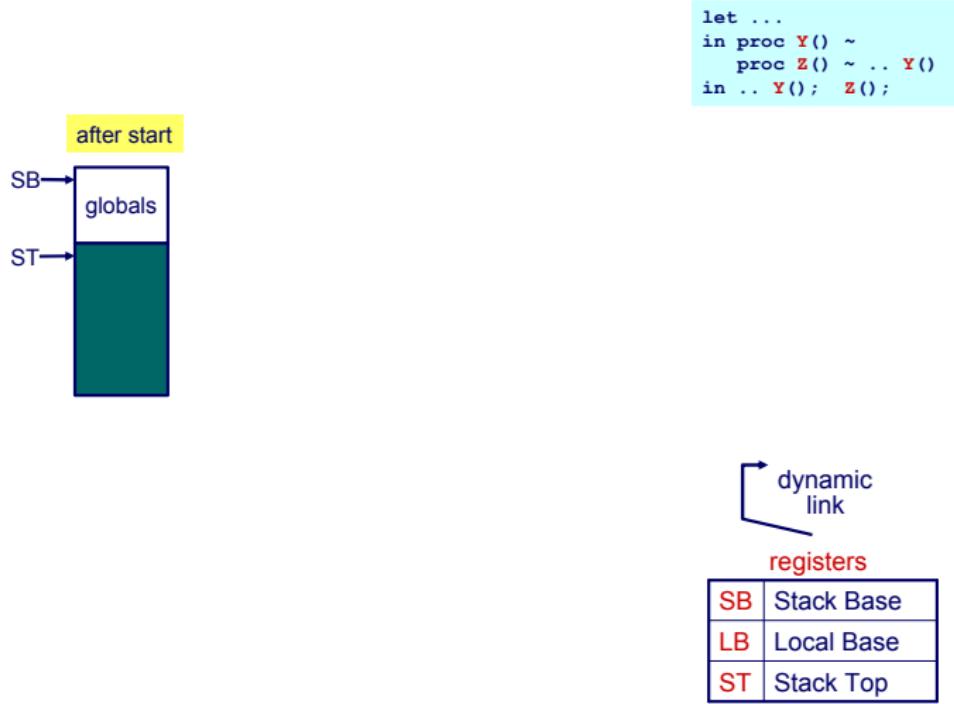
- Nur globale Variablen existieren über die gesamte Programmlaufzeit
 - Lebenszeiten der lokalen Variablen sind hierarchisch verschachtelt
- Handhabung via Stack



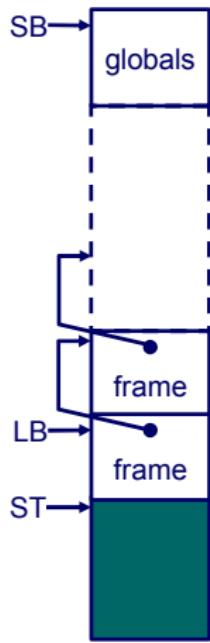
Organisationsstruktur: Stack Frame (Activation Record)

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

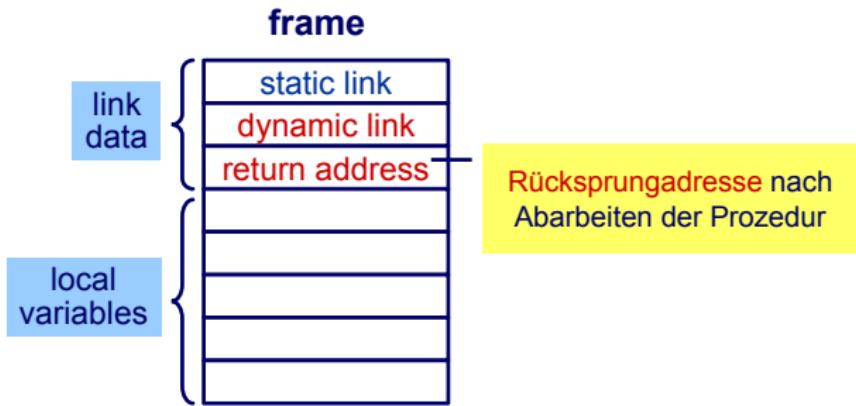
Beispiel Stapelspeicher



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**.



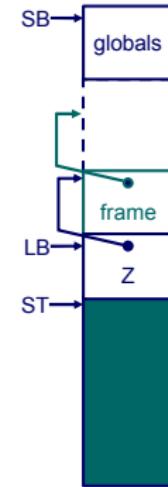
Rücksprungadresse nach Abarbeiten der Prozedur

Ablauf Prozeduraufruf 1



- Aufruf von Y aus Z

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

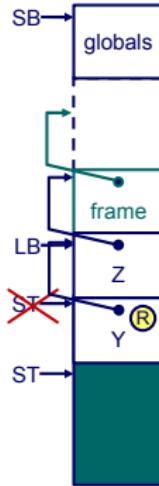


Ablauf Prozeduraufruf 2



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

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



Ablauf Prozeduraufruf 3

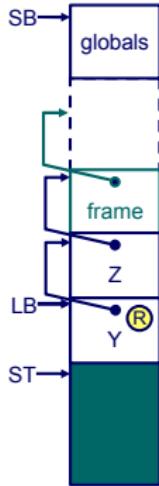


- Markiere neuen Frame als aktuellen durch Umsetzen von LB

Nach Ende von 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

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

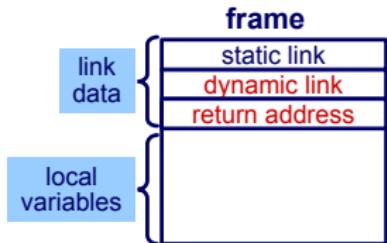
Zugriff auf Variablen

- **Globale** Variablen immer beginnend bei SB (*kein* Stack Frame!)
 - 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!** (\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 ...
    end
    proc Z() ~
        let var f: Integer
            var g: Char;
        in
            ... Y(); ...
in begin
    ... Y(); ...; Z(); ...
end
```

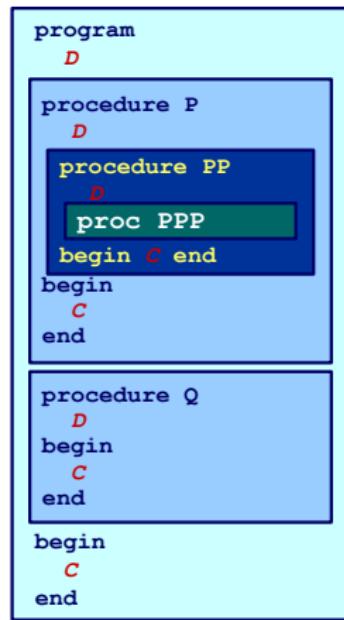


Wegen der
Verwaltungsdaten
(3 Worte)
beginnen die
lokalen Variablen
erst bei **Adresse 3**
im Stack Frame

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





- 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

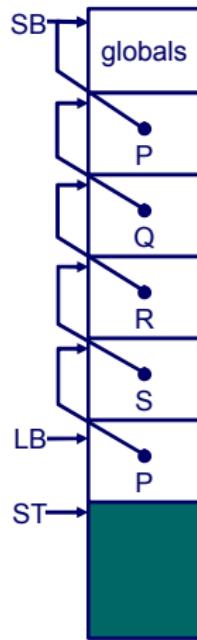


```
let
  ...
  proc P() ~
  let
    ...
    proc S() ~
    let ...
    in ... P(); ...

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

    ...
    in ... Q(); ...

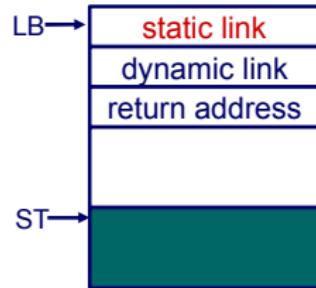
in ... P(); ...
```





- Statische Verkettung ist hier 1. Wort des Stack Frame
- Wird durch LB referenziert
- Effekt:
 contents(LB) = umschliessender Stack Frame (von $R=Q$)
 $\text{contents(contents(LB))}$ = 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 ...
    in ...
  in ...
```

```
let ! level 0
  var a: Integer;
  proc P() ~
  let ! level 1
    var b: Integer;
    proc Q() ~
```

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

Bestimmung der statischen Verkettung 2



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
→ wenn **Aufruf** von R aus Ebene l erfolgt
 - $SV = L1$ vor Aufruf
→ wenn **Aufruf** von R aus Ebene $l + 1$ erfolgt
 - $SV = L2$ vor Aufruf
→ wenn **Aufruf** von R aus Ebene $l + 2$ erfolgt
 - ... (bis L7 in TAM)

Beispiel: Bestimmung statische Verkettung

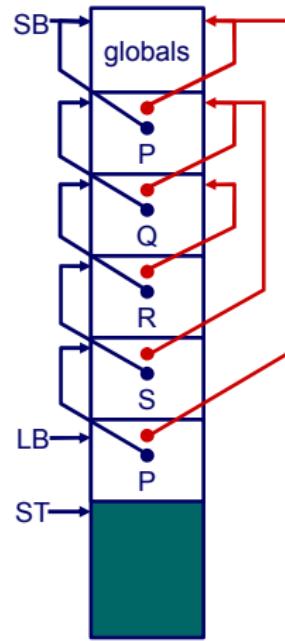


```
let
  ...
  proc P() ~
  let
    ...
    proc S() ~
    let ...
    in ... P(); ...

    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 $I = 1$, Aufruf auf $I = 3$
→ 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



- **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.

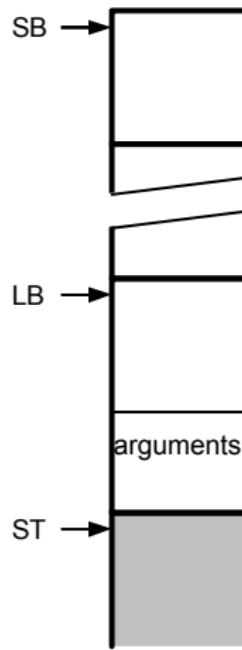


- Auch **calling conventions** genannt
- Für Stack-Maschinen häufig
 1. Aufrufer legt Parameter auf Stapel (Reihenfolge?)
 2. Routine wird aufgerufen und benutzt Parameterwerte
 3. Aufgerufene Routine nimmt Parameter vom Stapel und ersetzt sie durch Rückgabewert
- ➔ Beliebig viele Parameter übergebbar

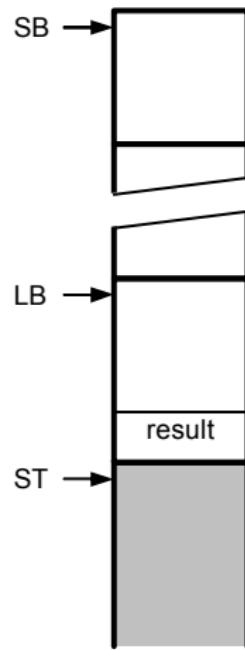
Routinenprotokoll 2



(1) Just before the call:



(2) Just after return:

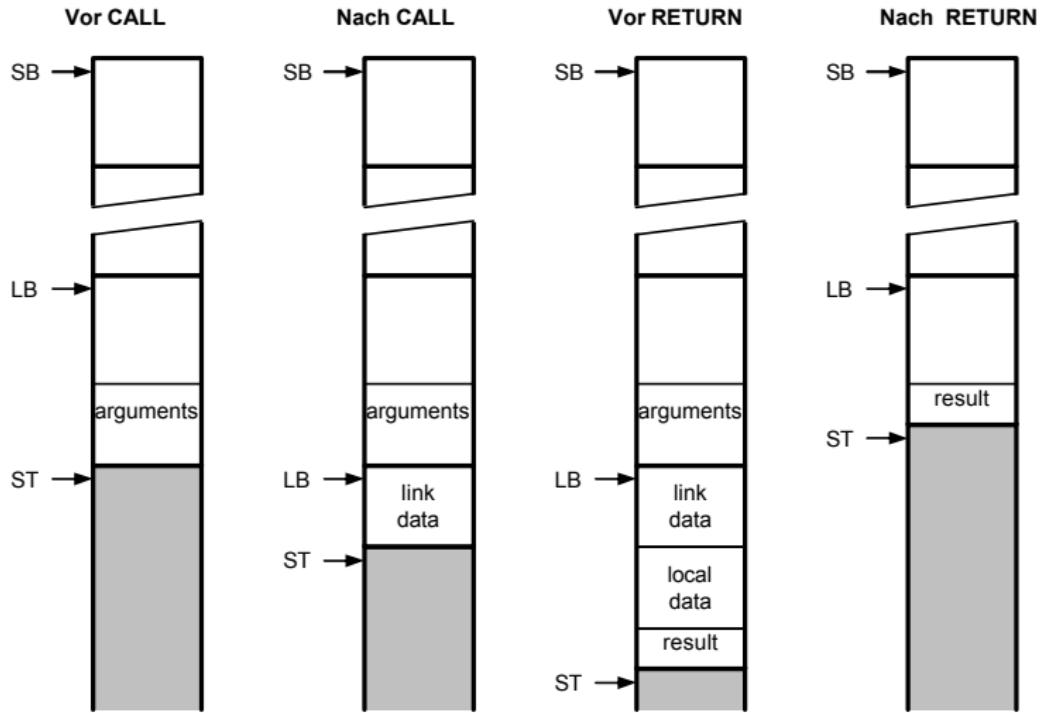


Relevante TAM Instruktionen

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

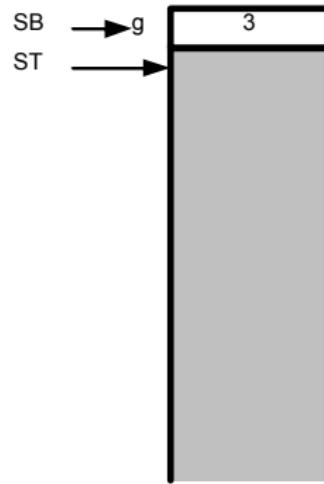


Routinenprotokoll 5



```
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

- Legt 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
```



- 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

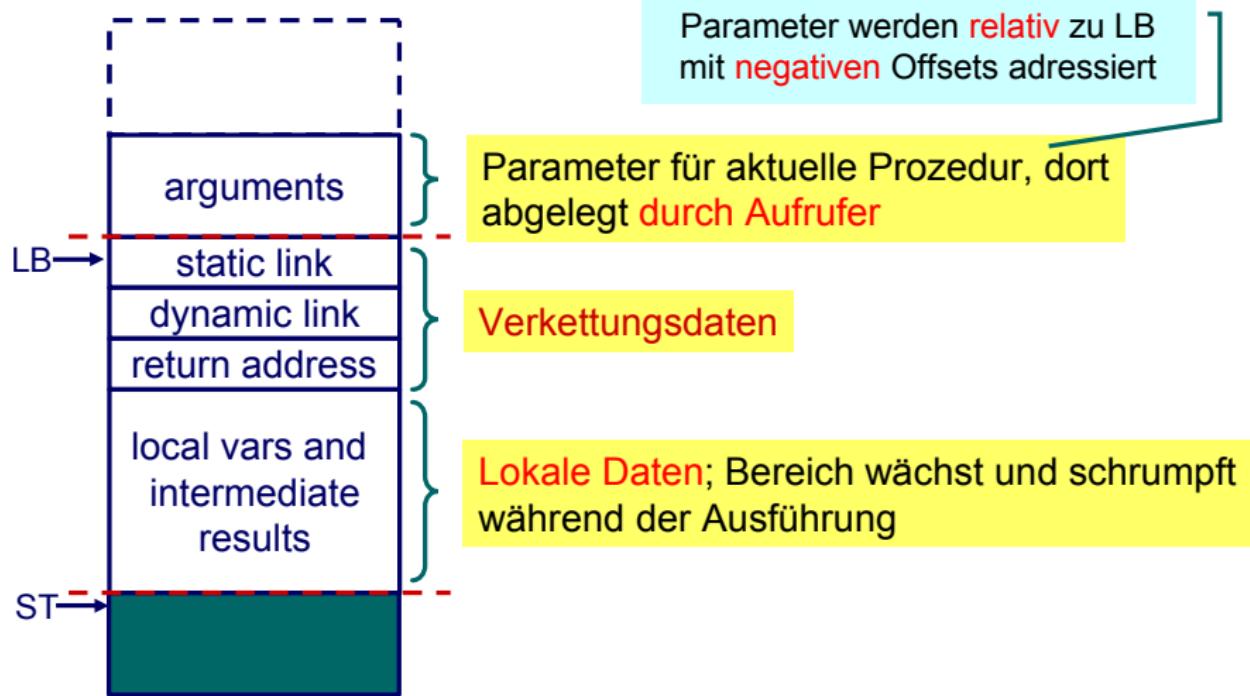


Wie implementieren?

- 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



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



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

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]
    LOAD      -1 [LB]
    CALL      mult
    LOAD      -1 [LB]
    LOAD      3 [LB]
    CALL (SB) F
    CALL      putint
    LOAD      3 [LB]
    LOAD      3 [LB]
    CALL (SB) F
    CALL      putint
    RETURN(0) 1

F: LOAD      -2 [LB]
    LOAD      -1 [LB]
    CALL      mult
    RETURN(1) 2

```

- push the value of *i*
 - push the value of *i*
 - multiply, the result will be the value of *s*
 - push the value of *i*
 - push the value of *s*
 - call *F* (using *SB* as static link)
 - write the value returned
 - push the value of *s*
 - push the value of *s*
 - call *F* (using *SB* as static link)
 - write the value returned
 - return, replacing the 1-word argument by a 0-word result
 - push the value of *m*
 - push the value of *n*
 - multiply
 - return, replacing the 2-word argument pair by a 1-word result

Sonderfall: Prozeduren/Funktionen als Parameter 1



- In Triangle, C, Modula, . . . , möglich
- Nützlich, z.B. um Vergleichsfunktion an Sortierprozedur übergeben
- Beispiel: Wende übergebene Funktion *zweimal* auf einen Wert an

```
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



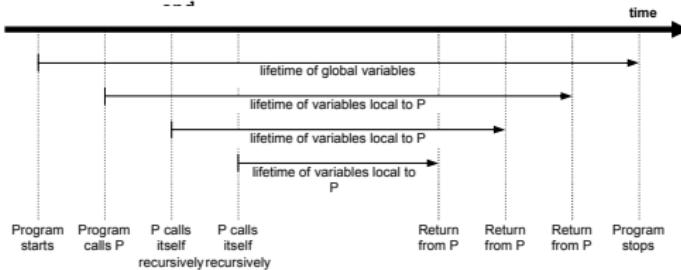
Implementierung

- Übergebe **Startadresse** der Routine als aktuellen Parameter
- Benutze für den eigentlichen Aufruf sog. Funktionsdeskriptor (**closure**)
- Closure repräsentiert Funktion durch Paar
(Startadresse, statische Verkettung)
- Statische Verkettung: bestimmt als Tiefendifferenz an **Aufrufstelle**
 - ... **nicht** an Übergabestelle der Startadresse
- Eigentlicher Aufruf: Lege Closure auf Stack, dann CALLI

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);
    -->
```



Rekursion 2



```
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
```

(1) Just before
program calls
P:

SB	→ n	92
args.	{ #1	92
ST	→ #2	8

(2) Just before
recursive call
to P:

SB	→ n	92
args.	{ i	92
LB	→ b	8
	link	
	data	



TECHNISCHE
UNIVERSITÄT
DARMSTADT

Heap-Speicher

Anderer Ansatz der Speicherverwaltung



- 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



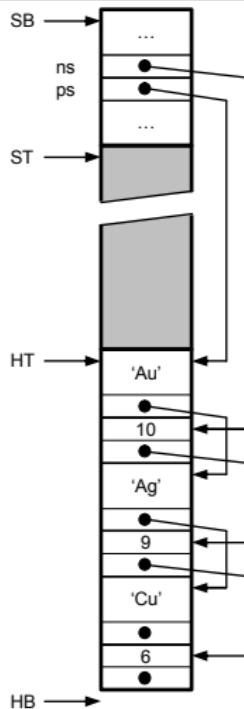
- Heap in der Regel im selben Speicher wie Stack
- Verhalten
 - Stack wächst und schrumpft bei Blockeintritt/-austritt
 - Heap wächst bei Anlegen neuer Variablen, schrumpft (?) bei Freigabe
- Idee: Heap und Stack an unterschiedlichen Enden des Adressraums beginnen
 - Wachsen aufeinander zu
 - Bei Zusammentreffen: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

Beispiel: Heap 1



- Einfacher Fall: Neue Heap-Variablen anlegen.
- Beispiel hier:

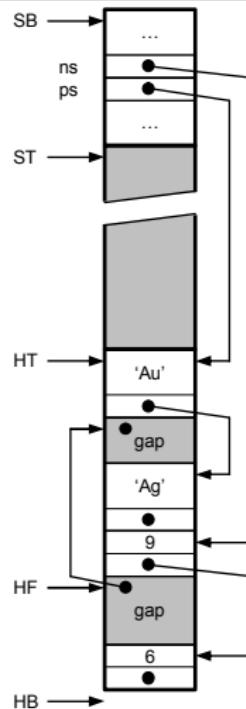
```
var ns:IntList;  
ps:SymList;
```



Beispiel: Heap 2



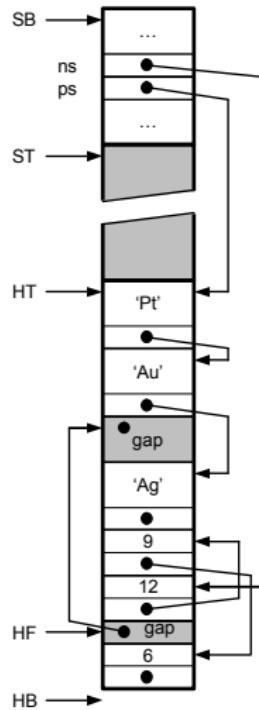
- Problem: **Freigeben** von Variablen
 - IntList: 10
 - SymList: 'Cu'
- Vorgehen hier: freien Platz merken
(HF Liste)



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 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 (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

- **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 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