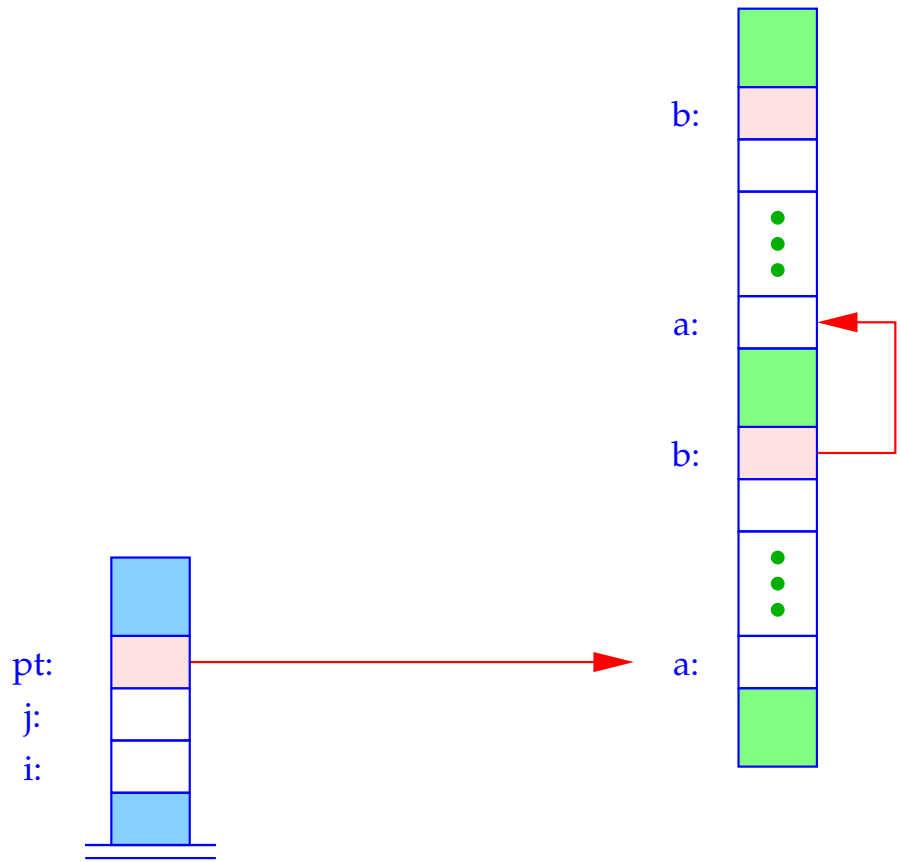
Beispiel: Betrachte für

struct t { **int** $a[7]$; **struct** t $*b$; };
int i, j;
struct t $*pt$;

den Ausdruck $e \equiv ((pt \rightarrow b) \rightarrow a)[i+1]$

Wegen $e \rightarrow a \equiv (*e).a$ gilt:

$$\begin{aligned} \text{code}_L\ (e \rightarrow a)\ \rho \quad = \quad & \text{code}_R\ e\ \rho \\ & \text{loadc}\ (\rho\, a) \\ & \text{add} \end{aligned}$$


b:
a:
b:
a:
pt:
j:
i:

Sei $\rho = \{i \mapsto 1, j \mapsto 2, pt \mapsto 3, a \mapsto 0, b \mapsto 7\}$. Dann ist:

$\text{code}_L\ e\ \rho$	=	$\text{code}_R\ ((pt \to b) \to a)\ \rho$	=	$\text{code}_R\ ((pt \to b) \to a)\ \rho$
		$\text{code}_R\ (i+1)\ \rho$		loada 1
		loadc 1		loadc 1
		mul		add
		add		loadc 1
				mul
				add

Für Felder ist der R-Wert gleich dem L-Wert. Deshalb erhalten wir:

$$\text{code}_R\ ((pt \to b) \to a)\ \rho \quad = \quad \text{code}_R\ (pt \to b)\ \rho \quad = \quad \begin{array}{l} \text{loada 3} \\ \text{loadc 7} \\ \text{add} \\ \text{load} \\ \text{loadc 0} \\ \text{add} \end{array}$$

$$\begin{array}{l} \text{loadc 0} \\ \text{add} \end{array}$$

Damit ergibt sich insgesamt die Folge:

loada 3	load	loada 1	loadc 1
loadc 7	loadc 0	loadc 1	mul
add	add	add	add

7 Zusammenfassung

Stellen wir noch einmal die Schemata zur Übersetzung von Ausdrücken zusammen.

$$
\begin{array}{lcll}
\text{code}_L\ (e_1[e_2])\ \rho & = & \text{code}_R\ e_1\ \rho & \\
 & & \text{code}_R\ e_2\ \rho & \\
 & & \text{loadc}\ |t| & \\
 & & \text{mul} & \\
 & & \text{add} & \text{sofern } e_1 \text{ Typ } t\,[\,] \text{ hat} \\
 & & & \\
\text{code}_L\ (e.a)\ \rho & = & \text{code}_L\ e\ \rho & \\
 & & \text{loadc}\ (\rho\, a) & \\
 & & \text{add} &
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{lcll}
\text{code}_\text{L}\ (*e)\ \rho & = & \text{code}_\text{R}\ e\ \rho & \\
\text{code}_\text{L}\ x\ \rho & = & \text{loadc}\ (\rho\, x) & \\
\text{code}_\text{R}\ (\&e)\ \rho & = & \text{code}_\text{L}\ e\ \rho & \\
\text{code}_\text{R}\ (\text{malloc}\,(e))\ \rho & = & \text{code}_\text{R}\ e\ \rho & \\
 & & \text{new} & \\
\text{code}_\text{R}\ e\ \rho & = & \text{code}_\text{L}\ e\ \rho & \text{falls } e \text{ ein Feld ist} \\
\text{code}_\text{R}\ (e_1 \,\square\, e_2)\ \rho & = & \text{code}_\text{R}\ e_1\ \rho & \\
 & & \text{code}_\text{R}\ e_2\ \rho & \\
 & & \text{op} & \text{op Befehl zu Operator } \square
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{lcll}
\text{code}_R\ q\ \rho & = & \text{loadc q} & q \text{ Konstante} \\
\\
\text{code}_R\ (e_1 = e_2)\ \rho & = & \text{code}_R\ e_2\ \rho & \\
 & & \text{code}_L\ e_1\ \rho & \\
 & & \text{store} & \\
\\
\text{code}_R\ e\ \rho & = & \text{code}_L\ e\ \rho & \\
 & & \text{load} & \text{sonst}
\end{array}
$$

Beispiel: **int** $a[10],\ *b;$ mit $\rho = \{a \mapsto 7, b \mapsto 17\}$.

Betrachte das Statement: $s_1 \equiv *a = 5;$

Dann ist:

$$\text{code}_L\ (*a)\ \rho \quad = \quad \text{code}_R\ a\ \rho \quad = \quad \text{code}_L\ a\ \rho \quad = \quad \text{loadc } 7$$

$$\begin{aligned} \text{code } s_1\ \rho \quad &= \quad \text{loadc } 5 \\ &\qquad\ \ \text{loadc } 7 \\ &\qquad\ \ \text{store} \\ &\qquad\ \ \text{pop} \end{aligned}$$

Zur Übung übersetzen wir auch noch:

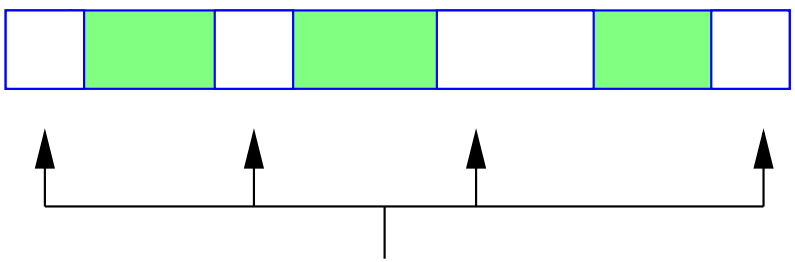
$$s_2 \equiv b = \&a[2]; \qquad \text{und} \qquad s_3 \equiv *(b+3) = 5;$$

$$
\begin{array}{lll}
\text{code}\ (s_2 s_3)\ \rho & = & \begin{array}{lll}
\text{loadc } 7 & & \\
\text{loadc } 2 & & \\
\text{loadc } 1 & // & \textit{Skalierung} \\
\text{mul} & & \\
\text{add} & & \\
\text{loadc } 17 & & \\
\text{store} & & \\
\text{pop} & // & \textit{Ende von } s_2
\end{array}
\qquad
\begin{array}{lll}
\text{loadc } 5 & & \\
\text{loadc } 17 & & \\
\text{load} & & \\
\text{loadc } 3 & & \\
\text{loadc } 1 & // & \textit{Skalierung} \\
\text{mul} & & \\
\text{add} & & \\
\text{store} & & \\
\text{pop} & // & \textit{Ende von } s_3
\end{array}
\end{array}
$$

8 Freigabe von Speicherplatz

Probleme:

- Der freigegebene Speicherbereich wird noch von anderen Zeigern referenziert (dangling references).
- Nach einiger Freigabe könnte der Speicher etwa so aussehen (fragmentation):



Mögliche Auswege:

- Nimm an, der Programmierer weiß, was er tut. Verwalte dann die freien Abschnitte (etwa sortiert nach Größe) in einer speziellen Datenstruktur;

  $\Longrightarrow$ **malloc** wird teuer :-(

- Tue nichts, d.h.:

$$\text{code } \textbf{free}\,(e);\ \rho \quad = \quad \text{code}_R\ e\ \rho$$
$$\text{pop}$$

  $\Longrightarrow$ einfach und (i.a.) effizient :-)

- Benutze eine automatische, evtl. "konservative" Garbage-Collection, die gelegentlich sicher nicht mehr benötigten Heap-Platz einsammelt und dann **malloc** zur Verfügung stellt.

9 Funktionen

Die Definition einer Funktion besteht aus

- einem Namen, mit dem sie aufgerufen werden kann;
- einer Spezifikation der formalen Parameter;
- evtl. einem Ergebnistyp;
- einem Anweisungsteil.

In C gilt:

$$\text{code}_R\ f\ \rho \quad = \quad \text{load c } _f \quad = \quad \text{Anfangsadresse des Codes für } f$$

$\Longrightarrow$ Auch Funktions-Namen müssen in der Adress-Umgebung verwaltet werden!

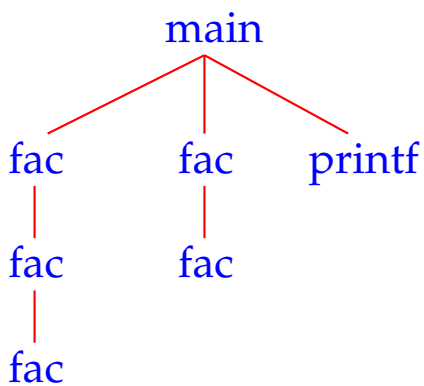
Beispiel:

```
int fac (int x) {
    if (x ≤ 0) return 1;
    else return x * fac(x − 1);
}
```

```
main () {
    int n;
    n = fac(2) + fac(1);
    printf ("%d", n);
}
```

Zu einem Ausführungszeitpunkt können mehrere Instanzen (Aufrufe) der gleichen Funktion aktiv sein, d. h. begonnen, aber noch nicht beendet sein.

Der Rekursionsbaum im Beispiel:



Wir schließen:

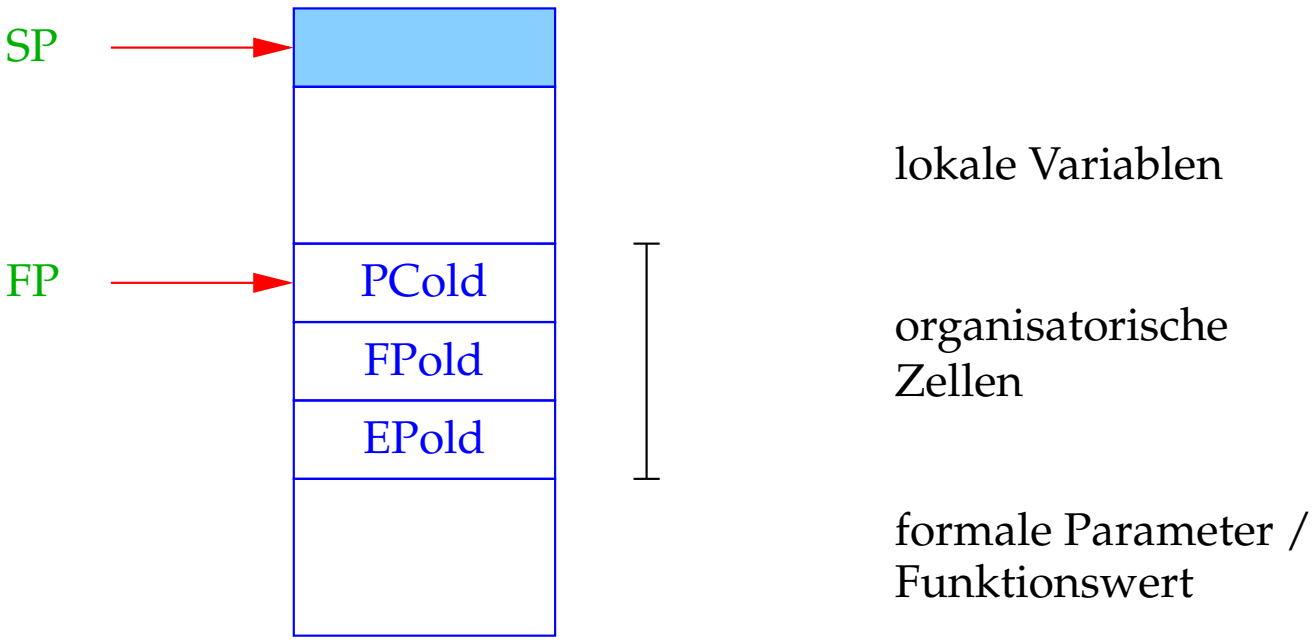
Die formalen Parameter und lokalen Variablen der verschiedenen Aufrufe der selben Funktion (Instanzen) müssen auseinander gehalten werden.

Idee:

Lege einen speziellen Speicherbereich für jeden Aufruf einer Funktion an.

In sequentiellen Programmiersprachen können diese Speicherbereiche auf dem Keller verwaltet werden. Deshalb heißen sie auch Keller-Rahmen (oder Stack Frame).

9.1 Speicherorganisation für Funktionen



FP $\widehat{=}$ Frame Pointer; zeigt auf die letzte organisatorische Zelle und wird zur Adressierung der formalen Parameter und lokalen Variablen benutzt.

Achtung:

- Die lokalen Variablen erhalten Relativadressen $+1, +2, \ldots$.
- Die formalen Parameter liegen unterhalb der organisatorischen Zellen und haben deshalb negative Adressen relativ zu FP :-)
- Diese Organisation ist besonders geeignet für Funktionsaufrufe mit variabler Argument-Anzahl wie z.B. `printf`.
- Den Speicherbereich für die Parameter recyclen wir zur Speicherung des Rückgabe werts der Funktion :-))

  Vereinfachung: Der Rückgabewert passt in eine einzige Zelle.

Achtung:

- Die lokalen Variablen erhalten Relativadressen $+1, +2, \ldots$.
- Die formalen Parameter liegen unterhalb der organisatorischen Zellen und haben deshalb negative Adressen relativ zu FP :-)
- Diese Organisation ist besonders geeignet für Funktionsaufrufe mit variabler Argument-Anzahl wie z.B. `printf`.
- Den Speicherbereich für die Parameter recyclen wir zur Speicherung des Rückgabewerts der Funktion :-))

  Vereinfachung: Der Rückgabewert passt in eine einzige Zelle.

Unsere Übersetzungsaufgaben für Funktionen:

- Erzeuge Code für den Rumpf!
- Erzeuge Code für Aufrufe!

9.2 Bestimmung der Adress-Umgebung

Wir müssen zwei Arten von Variablen unterscheiden:

1. globale/externe, die außerhalb von Funktionen definiert werden;
2. lokale/interne/automatische (inklusive formale Parameter), die innerhalb von Funktionen definiert werden.

$$\Longrightarrow$$

Die Adress-Umgebung ρ ordnet den Namen Paare $(tag, a) \in \{G, L\} \times \mathbb{Z}$ zu.

Achtung:

- Tatsächlich gibt es i.a. weitere verfeinerte Abstufungen der Sichtbarkeit von Variablen.
- Bei der Übersetzung eines Programms gibt es i.a. für verschiedene Programmteile verschiedene Adress-Umgebungen!

Beispiel:

0

```
int i;
struct list {
    int info;
    struct list * next;
} * l;
```

1

```
int ith (struct list * x, int i) {
    if (i ≤ 1) return x →info;
    else return ith (x →next, i − 1);
}
```

2

```
main () {
    int k;
    scanf ("%d", &i);
    scanlist (&l);
    printf ("\n\t%d\n", ith (l,i));
}
```

Vorkommende Adress-Umgebungen in dem Programm:

0 Außerhalb der Funktions-Definitionen:

$$\begin{array}{lrcl} \rho_0 : & i & \mapsto & (G, 1) \\ & l & \mapsto & (G, 2) \\ & \text{ith} & \mapsto & (G, _\text{ith}) \\ & \text{main} & \mapsto & (G, _\text{main}) \\ & & \ldots & \end{array}$$

1 Innerhalb von ith:

$$\begin{array}{lrcl} \rho_1 : & i & \mapsto & (L, -4) \\ & x & \mapsto & (L, -3) \\ & l & \mapsto & (G, 2) \\ & \text{ith} & \mapsto & (G, _\text{ith}) \\ & \text{main} & \mapsto & (G, _\text{main}) \\ & & \ldots & \end{array}$$

Achtung:

- Die aktuellen Parameter werden von rechts nach links ausgewertet !!
- Der erste Parameter liegt direkt unterhalb der organisatorischen Zellen :-)
- Für einen Prototypen $\tau\ f(\tau_1\ x_1, \ldots, \tau_k\ x_k)$ setzen wir:

$$x_1 \mapsto (L, -2 - |\tau_1|) \qquad x_i \mapsto (L, -2 - |\tau_1| - \ldots - |\tau_i|)$$

$$\begin{aligned}
&\mapsto && (G, 1)\\
&\mapsto && (G, 2)\\
&\mapsto && (L, 1)\\
&\mapsto && (G, \text{_ith})\\
&\mapsto && (G, \text{_main})
\end{aligned}$$

Achtung:

- Die formalen Parameter werden von rechts nach links ausgewertet !!
- Der erste Parameter liegt direkt unterhalb der organisatorischen Zellen :-)
- Für einen Prototypen $\tau\ f(\tau_1\ x_1, \ldots, \tau_k\ x_k)$ setzen wir:

$$x_1 \mapsto (L, -2 - |\tau_1|) \qquad x_i \mapsto (L, -2 - |\tau_1| - \ldots - |\ tau_i|)$$

2 Innerhalb von main:

$$\begin{array}{lrcl} \rho_2 : & i & \mapsto & (G, 1) \\ & l & \mapsto & (G, 2) \\ & k & \mapsto & (L, 1) \\ & \text{ith} & \mapsto & (G, \text{_ith}) \\ & \text{main} & \mapsto & (G, \text{_main}) \\ & & \ldots & \end{array}$$

2 Innerhalb von main:

$$
\begin{array}{lrcl}
\rho_2 : & i & \mapsto & (G, 1) \\
 & l & \mapsto & (G, 2) \\
 & k & \mapsto & (L, 1) \\
 & \text{ith} & \mapsto & (G, \text{_ith}) \\
 & \text{main} & \mapsto & (G, \text{_main}) \\
 & & \dots &
\end{array}
$$

9.3 Betreten und Verlassen von Funktionen

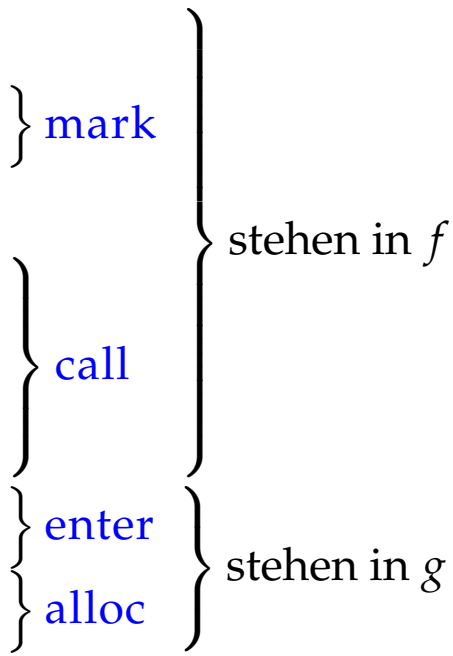
Sei f die aktuelle Funktion, d. h. der Caller, und f rufe die Funktion g auf, d. h. den Callee.

Der Code für den Aufruf muss auf den Caller und den Callee verteilt werden.

Die Aufteilung kann nur so erfolgen, dass der Teil, der von Informationen des Callers abhängt, auch dort erzeugt wird (analog für den Callee).

Achtung:

Den Platz für die aktuellen Parameter kennt nur der Caller ...

Aktionen beim Betreten von g:

1. Bestimmung der aktuellen Parameter
2. Retten von FP, EP
3. Bestimmung der Anfangsadresse von g
4. Setzen des neuen FP
5. Retten von PC und
   Sprung an den Anfang von g
6. Setzen des neuen EP
7. Allokieren der lokalen Variablen