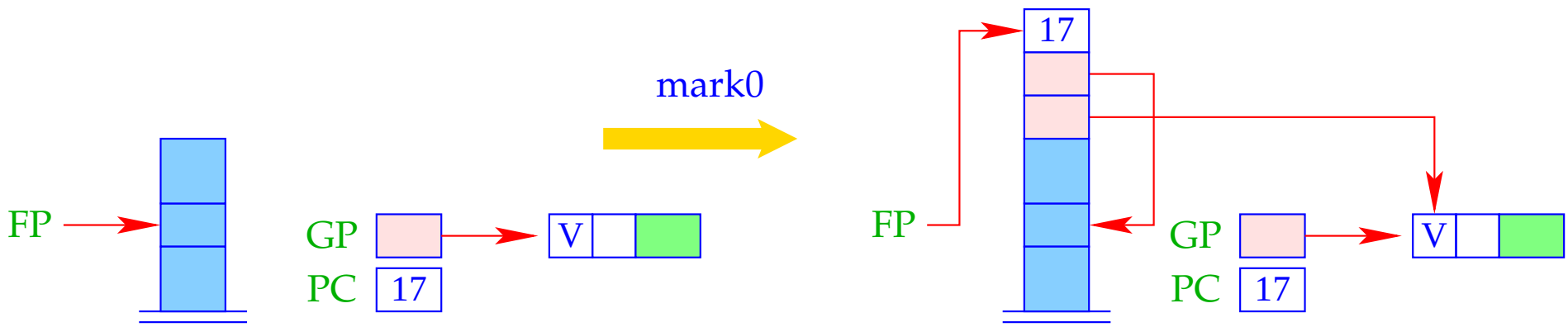
# 20 Abschlüsse und ihre Auswertung

- Abschlüsse werden nur zur Implementierung von CBN benötigt.
- Bevor wir (bei CBN) auf den Wert einer Variablen zugreifen, müssen wir sicherstellen, dass der Wert bereits vorliegt.
- Ist das nicht der Fall, müssen wir einen Kellerrahmen anlegen, innerhalb dessen der Wert ermittelt wird.
- Diese Aufgabe erledigt der Befehl eval.

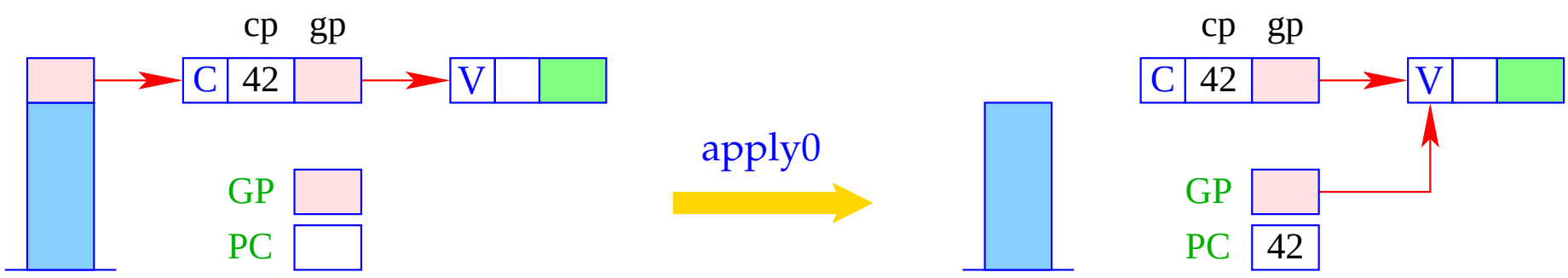
eval lässt sich wieder in übersichtlichere Bestandteile verlegen:

```
eval  =  if (H[S[SP]] ≡ (C, _, _)) {
            mark0;                  // Anlegen des Kellerrahmens
            pushloc 3;              // Kopieren des Verweises
            apply0;                 // entspricht apply
         }
```

- Ein Abschluss kann aufgefasst werden als eine parameterlose Funktion, bei der folglich auf die ap-Komponente verzichtet werden kann.
- Auswerten des Abschlusses heißt dann Auswerten einer Anwendung dieser Funktion auf 0 Argumente.
- Im Unterschied zu mark A rettet mark0 den aktuellen PC.
- Im Unterschied zu apply braucht apply0 keinen Argument-Vektor auf den Keller zu legen.

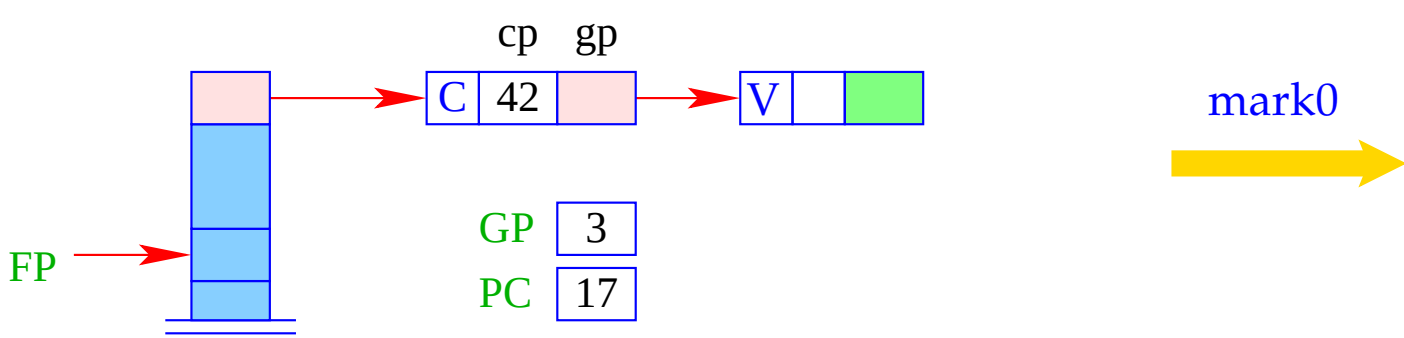


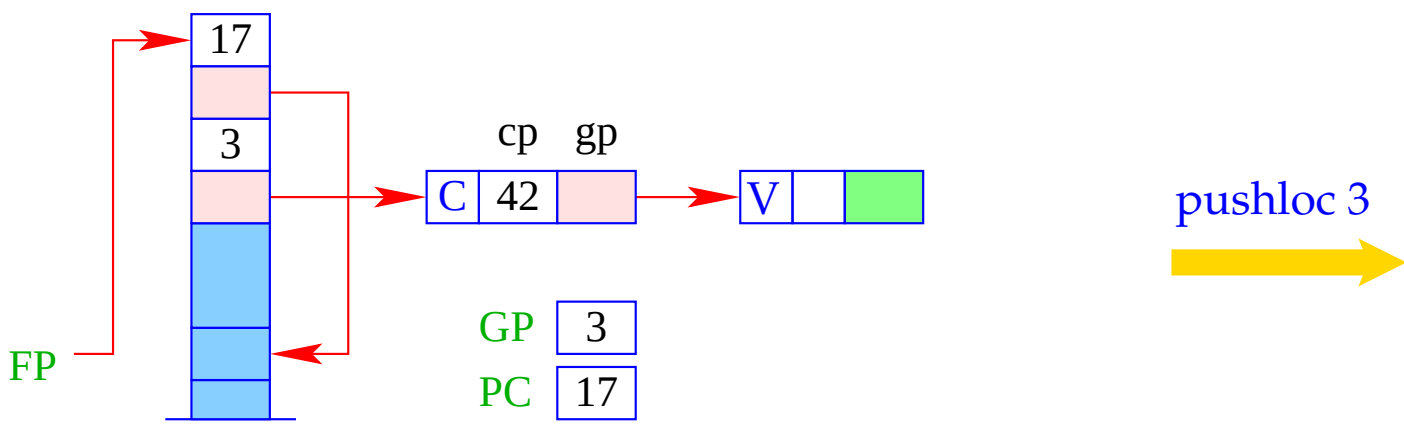

S[SP+1] = GP;
S[SP+2] = FP;
S[SP+3] = PC;
FP = SP = SP + 3;

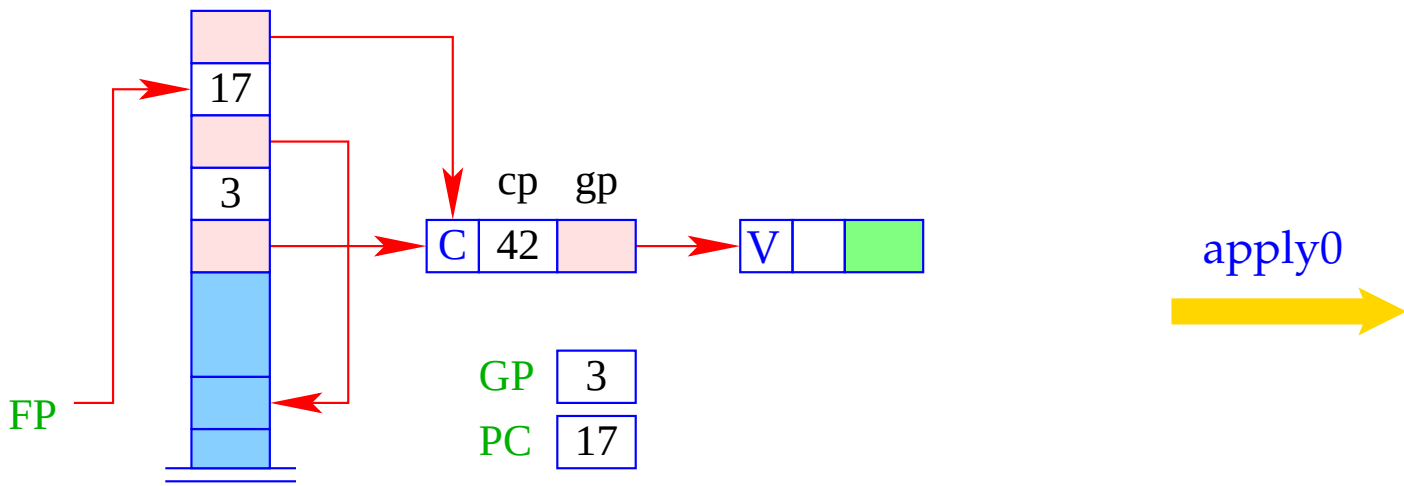


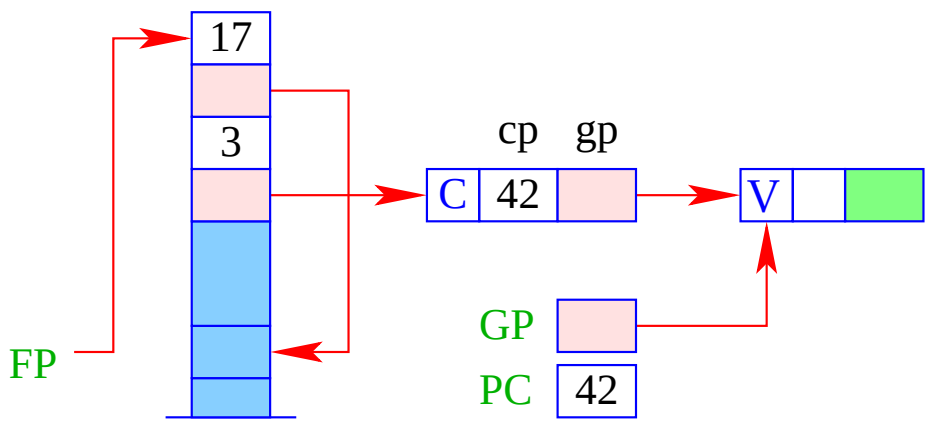

h = S[SP]; SP--;
GP = h→gp; PC = h→cp;

Damit erhalten wir für die Instruktion eval:


cp
gp
C
42
V
mark0
FP
GP
3
PC
17


17
3
FP
cp
gp
C
42
V
GP
3
PC
17
pushloc 3


17
3
FP
cp
gp
C
42
V
GP
3
PC
17
apply0




Die Herstellung eines Abschlusses für einen Ausdruck $e$ erfordert:

- Einpacken der Bindungen für die freien Variablen;
- Erzeugen eines C-Objekts, das außerdem einen Verweis auf den Code zur Auswertung von $e$ enthält:

$$
\begin{array}{rcl}
\text{code}_C\ e\ \rho\ \text{kp} & = & \text{getvar}\ z_0\ \rho\ \text{kp} \\
 & & \text{getvar}\ z_1\ \rho\ (\text{kp}+1) \\
 & & \ldots \\
 & & \text{getvar}\ z_{g-1}\ \rho\ (\text{kp}+g-1) \\
 & & \text{mkvec g} \\
 & & \text{mkclos A} \\
 & & \text{jump B} \\
 & & \text{A}: \quad \text{code}_V\ e\ \rho'\ 0 \\
 & & \text{update} \\
 & & \text{B}: \quad \ldots
\end{array}
$$

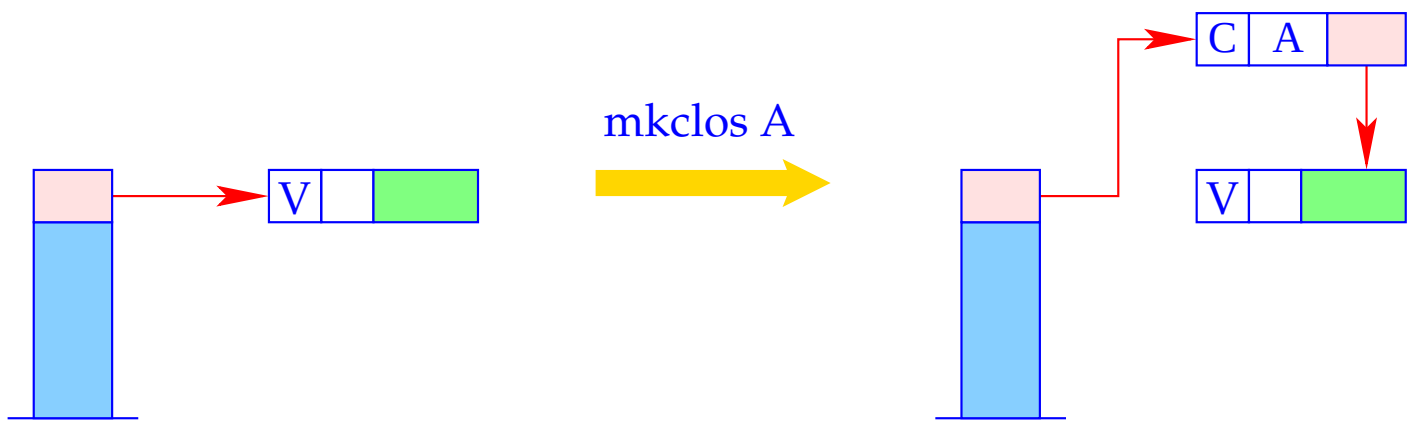
wobei $\{z_0, \ldots, z_{g-1}\} = \mathit{free}(e)$ und $\rho' = \{z_i \mapsto (G, i) \mid i = 0, \ldots, g-1\}$.

## Beispiel:

Betrachte $e \equiv a * a$ mit $\rho = \{a \mapsto (L, 0)\}$ und kp $= 1$. Dann erhalten wir:

| | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 1 | pushloc 1 | 0 | A: | pushglob 0 | 2 | | getbasic |
| 2 | mkvec 1 | 1 | | eval | 2 | | mul |
| 2 | mkclos A | 1 | | getbasic | 1 | | mkbasic |
| 2 | jump B | 1 | | pushglob 0 | 1 | | update |
| | | 2 | | eval | 2 | B: | ... |

- Die Instruktion mkclos A ist völlig analog der Instruktion mkfunval A.
- Sie erzeugt ein C-Objekt, wobei der eingepackte Code-Pointer gerade A ist.



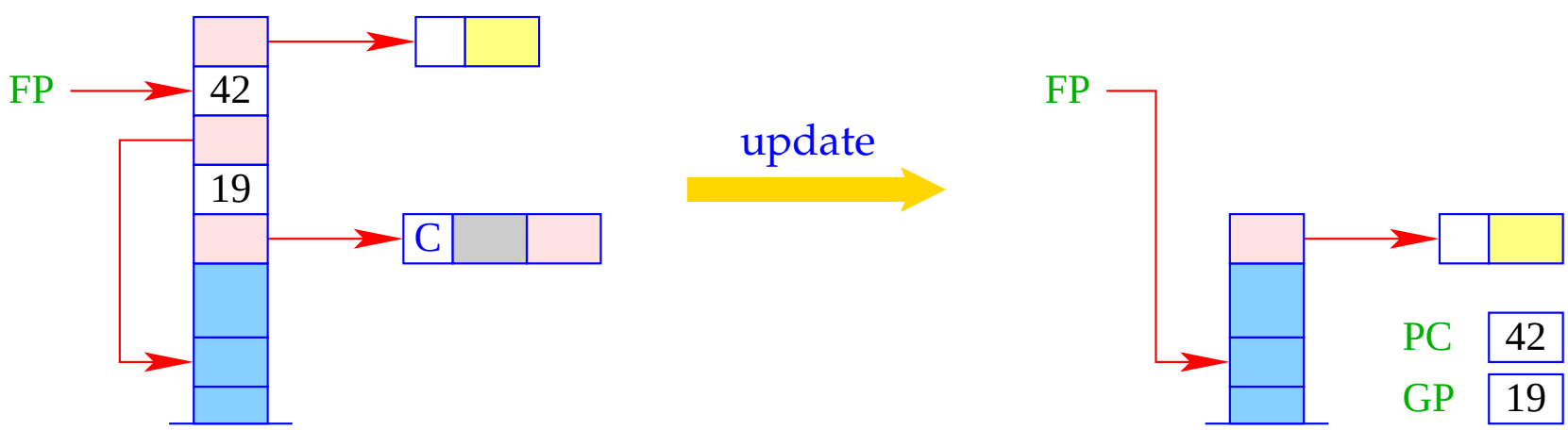

S[SP] = new (C, A, S[SP]);

Die Instruktion update ist in Wirklichkeit die Kombination der beiden Instruktionen:

popenv

rewrite 1

Sie überschreibt den Abschluss mit dem berechneten Wert.



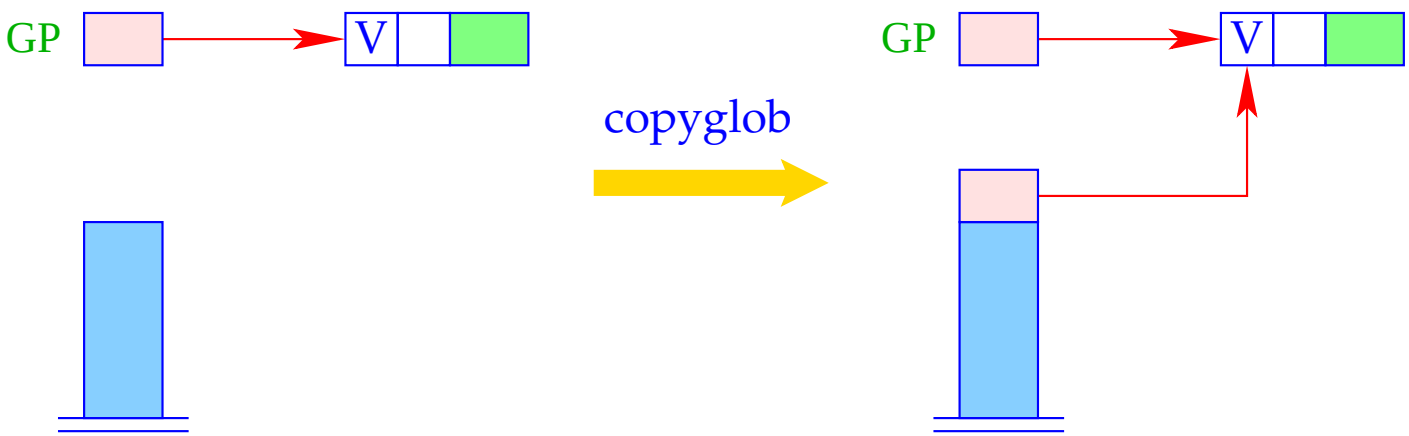
# 21 Optimierungen I: globale Variablen

Beobachtung:

- In funktionalen Programmen werden viele F- oder C-Objekte konstruiert.
- Dies erfordert das Einpacken sämtlicher globalen Variablen.

Idee:

- Gestatte die Mehrfachverwendung von Global-Vektoren!
- Das macht Sinn etwa bei der Übersetzung von **let**/**letrec**-Ausdrücken oder Funktionsanwendungen.
- Lege mehrfach benutzte Global-Vektoren wie lokale Variablen in den Kellerrahmen!
- Gestatte auch den Zugriff auf den aktuellen Global-Vektor, z.B. mit einer Instruktion copyglob :




SP++;
S[SP] = GP;

- Die Optimierung ist häufiger anwendbar, wenn wir auch Global-Vektoren gestatten, die mehr Komponenten enthalten als nur die Variablen, die im Ausdruck vorkommen ...

**Vorteil:** Die Konstruktion von F- und C-Objekten wird "öfter" billiger :-)

**Nachteil:** Überflüssige Komponenten in Global-Vektoren behindern frühzeitige Freigabe nicht mehr benötigter Heap-Objekte $\Longrightarrow$ Space Leaks :-(

# 22 Optimierungen II: Abschlüsse

In einigen Fällen ist der Aufbau eines Abschlusses ganz überflüssig:

**Basiswerte:** Der Aufbau eines Abschlusses zur Berechnung des Werts ist mindestens so teuer, wie die Konstruktion eines B-Objekts selbst!

Darum:

$$\text{code}_C\ b\ \rho\ \text{kp} \quad = \quad \text{code}_V\ b\ \rho\ \text{kp} \quad = \quad \begin{array}{l}\text{loadc b}\\ \text{mkbasic}\end{array}$$

Dies ersetzt:

| | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| mkvec 0 | | jump B | mkbasic | | B: | ... |
| mkclos A | A: | loadc b | update | | | |

**Variablen:** Variablen sind entweder an Werte oder bereits an C-Objekte gebunden. Erneute Konstruktion eines Abschlusses erscheint darum unsinnig. Deshalb:

$$\text{code}_C\ x\ \rho\ \text{kp} \quad = \quad \text{getvar}\ x\ \rho\ \text{kp}$$

Dies ersetzt:

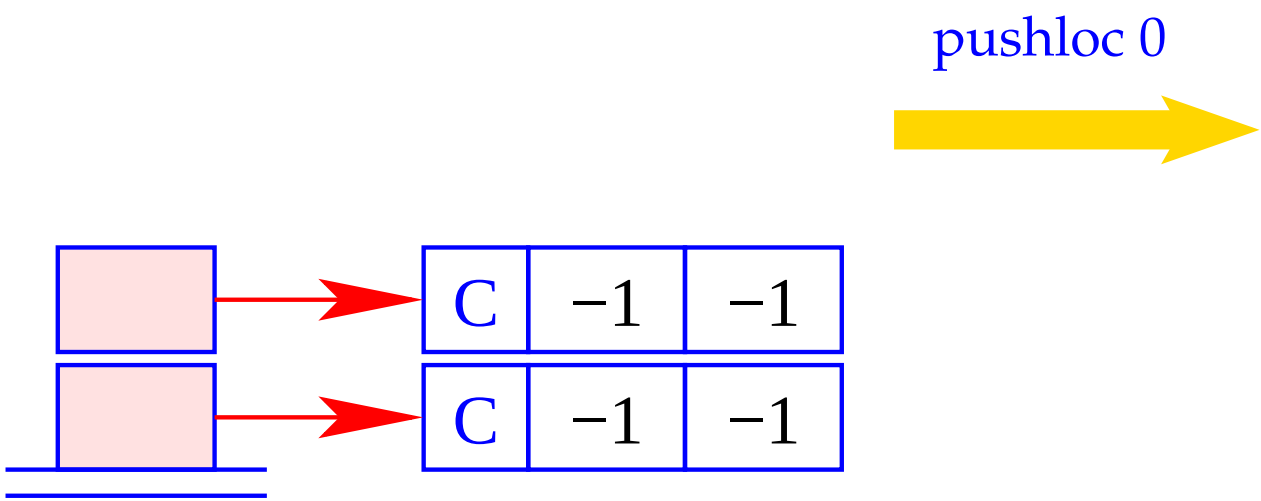
| | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|
| getvar $x$ $\rho$ kp | mkclos A | A: | pushglob 0 | | update |
| mkvec 1 | jump B | | eval | B: | ... |

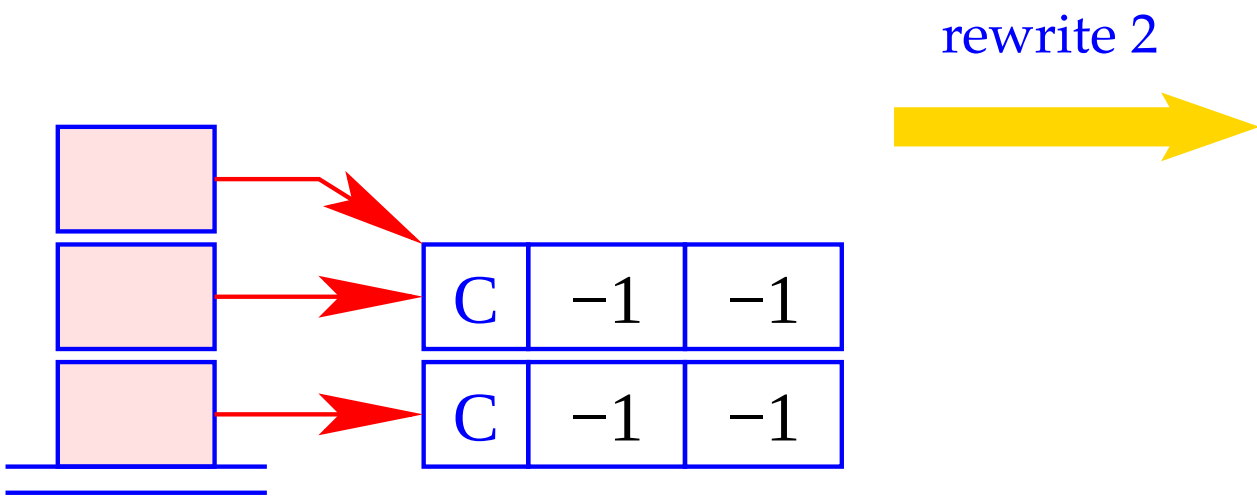
Beispiel: $e \equiv \textbf{letrec}\ a = b; b = 7\ \textbf{in}\ a.$ Dann liefert $\text{code}_V\ e\ \emptyset\ 0$ :

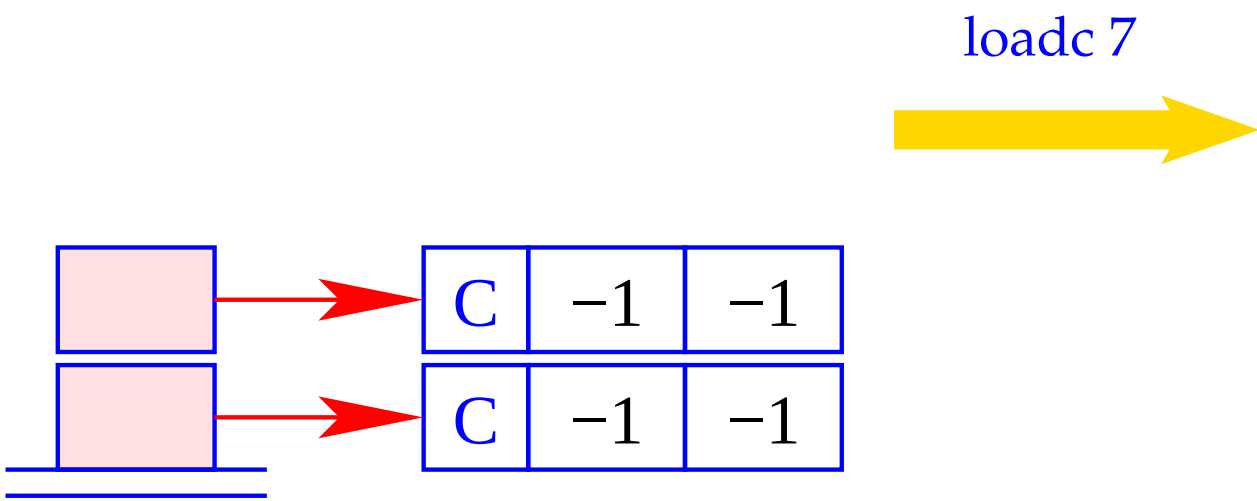
| | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 0 | alloc 2 | 3 | rewrite 2 | 3 | mkbasic | 2 | pushloc 1 |
| 2 | pushloc 0 | 2 | loadc 7 | 3 | rewrite 1 | 3 | eval |
| | | | | | | 3 | slide 2 |

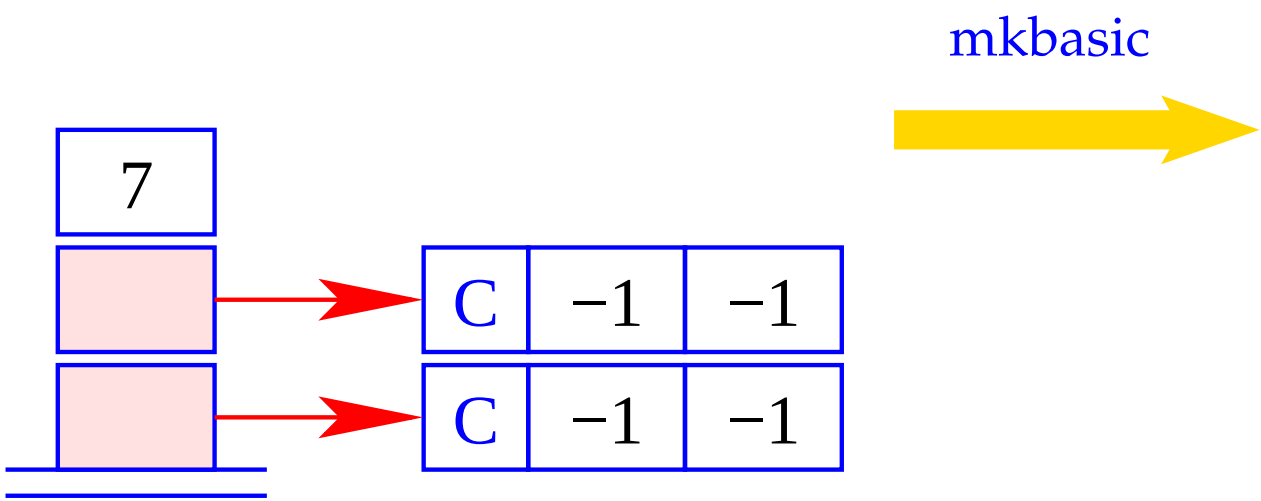
Ausführung dieser Folge sollte den Basiswert 7 liefern ...

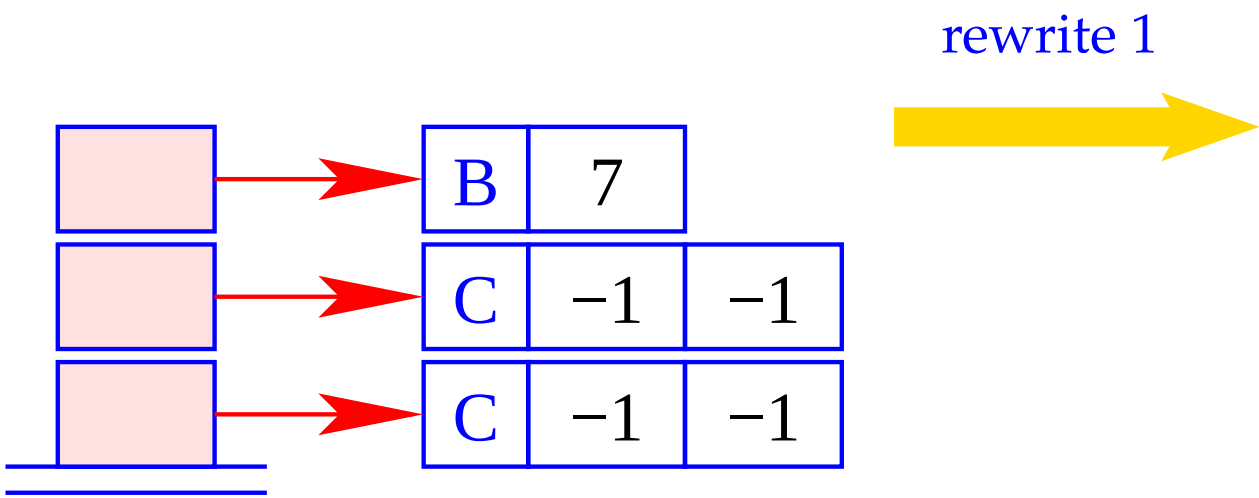
alloc 2

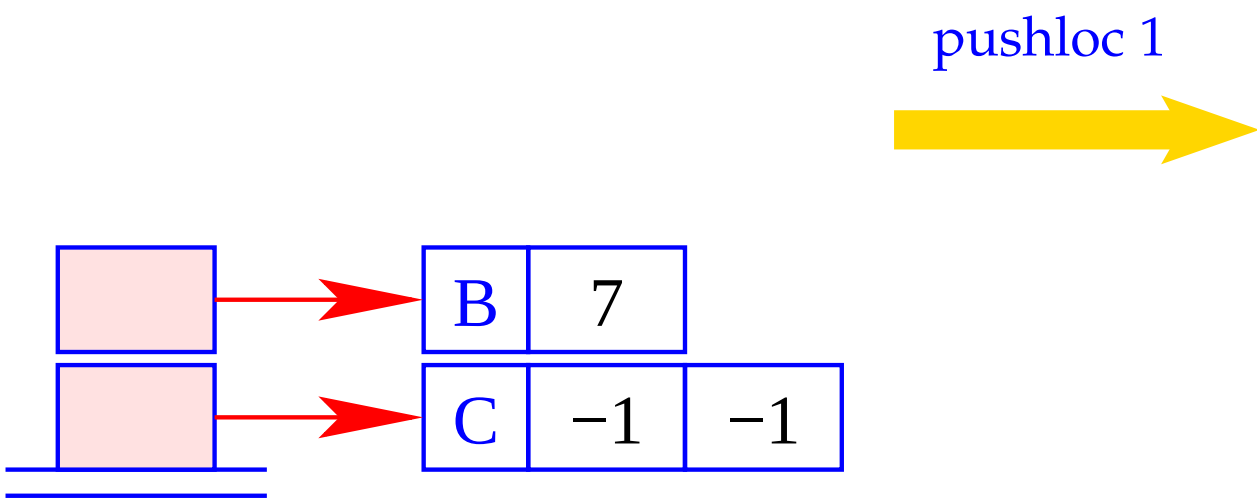

pushloc 0
C
−1
−1
C
−1
−1

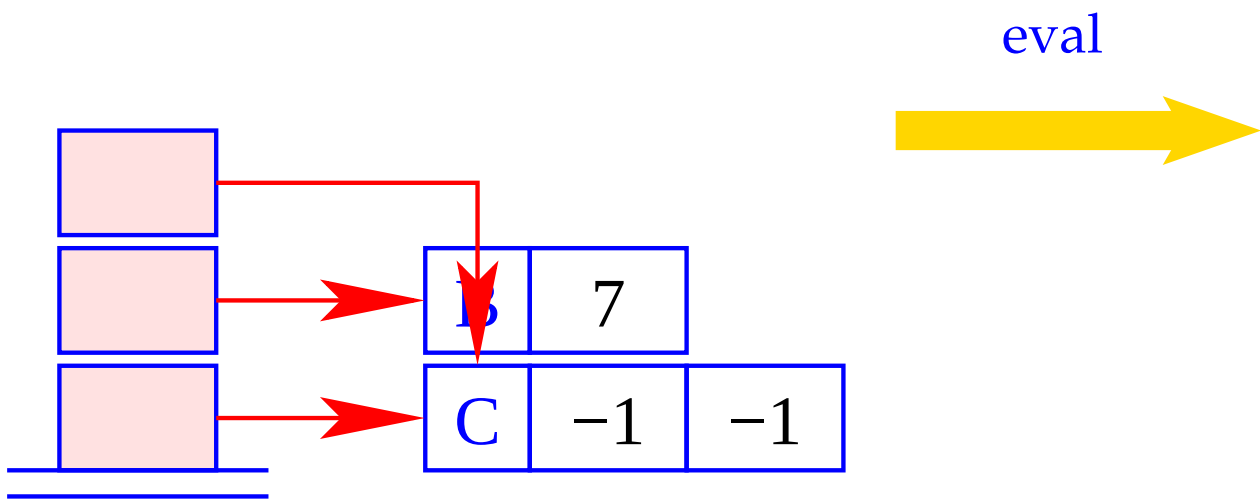

rewrite 2
C
−1
−1
C
−1
−1


loadc 7
C
−1
−1
C
−1
−1


mkbasic
7
C
−1
−1
C
−1
−1


rewrite 1
B
7
C
−1
−1
C
−1
−1


pushloc 1
B
7
C
−1
−1


eval
B
7
C
−1
−1

Segmentation Fault !!

Offenbar war die Optimierung nicht ganz korrekt :-(

## Das Problem:

Bindungen von Variablen an Variablen, bei denen eine Variable $y$ als rechte Seite verwendet wird, bevor ihr Dummy-Knoten überschrieben wurde!!

$$\Longrightarrow$$

Dieses Problem kann glücklicherweise stets umgangen werden durch:

- Zurückweisung zyklischer Variablen-Definitionen (wie $y = y$) sowie im azyklischen Fall
- Anordnung der Definitionen $y_i = y_j$ so, dass der Dummy-Knoten für die rechte Seite $y_j$ stets bereits überschrieben ist.

**Funktionen:** Funktionen sind Werte, die nicht weiter evaluiert werden. Anstelle Code zu erzeugen, der ein F-Objekt erzeugt, können wir dieses auch direkt anlegen.

Darum:

$$\text{code}_C\ (\mathbf{fn}\ x_0, \ldots, x_{k-1} \Rightarrow e)\ \rho\ \text{kp} \quad = \quad \text{code}_V\ (\mathbf{fn}\ x_0, \ldots, x_{k-1} \Rightarrow e)\ \rho\ \text{kp}$$

Den Vergleich mit der entsprechenden un-optimierten Befehlsfolge überlassen wir einer Übungsaufgabe :-)

# 23 Die Übersetzung eines Programm-Ausdrucks

Die Programm-Ausführung für ein Programm $e$ startet mit

$$\mathrm{PC} = 0 \qquad \mathrm{SP} = \mathrm{FP} = \mathrm{GP} = -1$$

Der Ausdruck $e$ sollte keine freien Variablen enthalten.

Der Wert von $e$ soll ermittelt und dann eine Instruktion halt ausgeführt werden:

$$\begin{aligned} \mathrm{code}\ e \quad = \quad & \mathrm{code}_V\ e\ \emptyset\ 0 \\ & \mathrm{halt} \end{aligned}$$

## Bemerkung:

- Die Code-Schemata, so wie wir sie bisher definiert haben, liefern Spaghetti-Code.
- Der Grund liegt darin, dass wir den Code zur Auswertung von Funktions-Rümpfen und Abschlüssen stets direkt hinter den Befehlen mkfunval bzw. mkclos ablegten.
- Dieser Code könnte aber auch an einer beliebigen anderen Stelle im Programm stehen, also z.B. hinter dem halt-Befehl:

  **Vorteil:** Die direkten Sprünge nach mkfunval und mkclos fallen weg.

  **Nachteil:** Die Code-Erzeugungs-Funktion wird umständlicher, da sie zusätzlich einen Code-Dump verwalten müsste, in dem die ausgelagerten Programm-Stücke akkumuliert werden.

$\Longrightarrow$

Überlasse die Sprung-Entwirrung einer separaten Optimierungs-Phase :-)

Beispiel: $\textbf{let}\ a = 17; f = \textbf{fn}\ b \Rightarrow a + b\ \textbf{in}\ f\ 42$

Entwirrung der Sprünge liefert:

| | | | | | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| 0 | loadc 17 | 2 | mark B | 3 | B: | slide 2 | 1 | pushloc 1 |
| 1 | mkbasic | 5 | loadc 42 | 1 | | halt | 2 | eval |
| 1 | pushloc 0 | 6 | mkbasic | 0 | A: | targ 1 | 2 | getbasic |
| 2 | mkvec 1 | 6 | pushloc 4 | 0 | | pushglob 0 | 2 | add |
| 2 | mkfunval A | 7 | eval | 1 | | eval | 1 | mkbasic |
| | | 7 | apply | 1 | | getbasic | 1 | return 1 |

# 24 Strukturierte Daten

Im Folgenden wollen wir unsere funktionale Programmiersprache um einfache Datentypen erweitern. Wir beginnen mit der Einführung von Tupeln.

## 24.1 Tupel

Tupel werden mithilfe $k$-stelliger Konstruktoren ($k \geq 0$) $(.,\ldots,.)$ aufgebaut und mithilfe der Projektions-Funktionen $\#j$ ($j \in \mathbb{N}_0$) wieder zerlegt.

Entsprechend erweitern wir die Syntax unserer Programm-Ausdrücke durch:

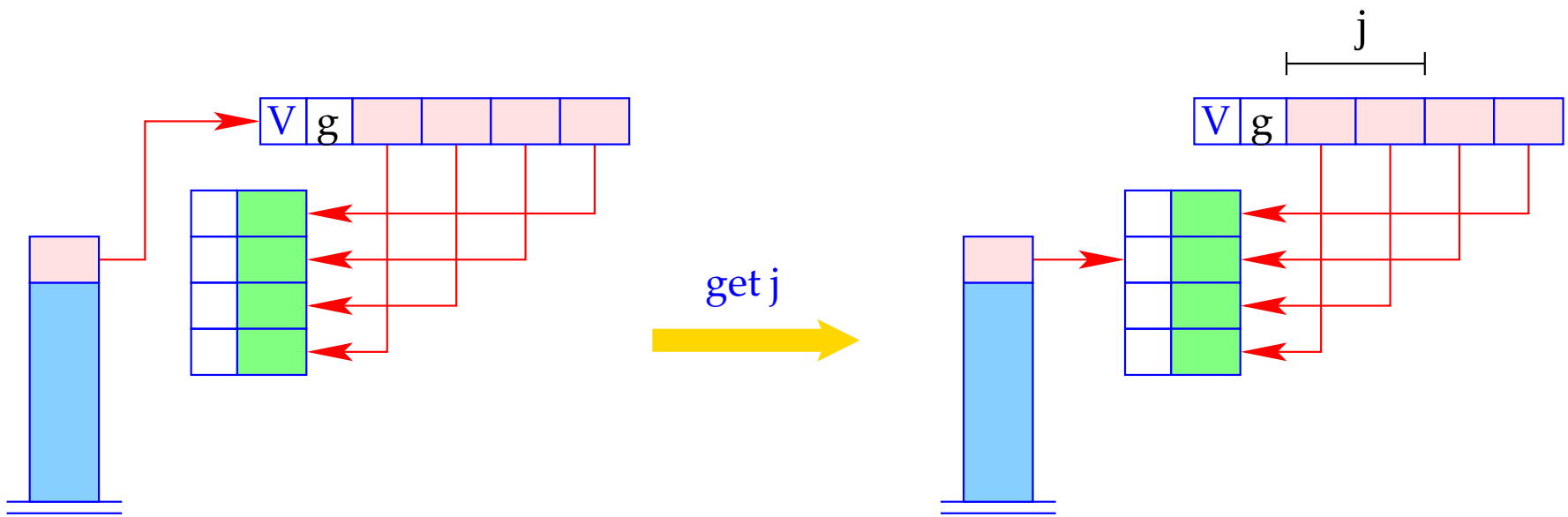
$$\begin{array}{rcl} e & ::= & \ldots \mid (e_0,\ldots,e_{k-1}) \mid \#j\ e \\ & & \textbf{let}\ (x_0,\ldots,x_{k-1}) = e_1\ \textbf{in}\ e_0 \end{array}$$

- Tupel werden angelegt, indem erst die Folge der Referenzen auf ihre Komponenten auf dem Keller gesammelt und dann mithilfe der Operation mkvec in den Heap gelegt werden.
- Auf Komponenten greifen wir zu, indem wir innerhalb des Tupels einen indizierten Zugriff vornehmen.

$$
\begin{array}{lcl}
\text{code}_V\ (e_0, \ldots, e_{k-1})\ \rho\ \text{kp} & = & \text{code}_C\ e_0\ \rho\ \text{kp} \\
 & & \text{code}_C\ e_1\ \rho\ (\text{kp} + 1) \\
 & & \ldots \\
 & & \text{code}_C\ e_{k-1}\ \rho\ (\text{kp} + k - 1) \\
 & & \text{mkvec k} \\
 & & \\
\text{code}_V\ (\#j\ e)\ \rho\ \text{kp} & = & \text{code}_V\ e\ \rho\ \text{kp} \\
 & & \text{get j} \\
 & & \text{eval}
\end{array}
$$

Im Falle von CBV können natürlich direkt die Werte der $e_i$ berechnet werden.

Dabei ist:




```
if (S[SP] == (V,g,v))
   S[SP] = v[j];
else Error "Vector expected!";
```