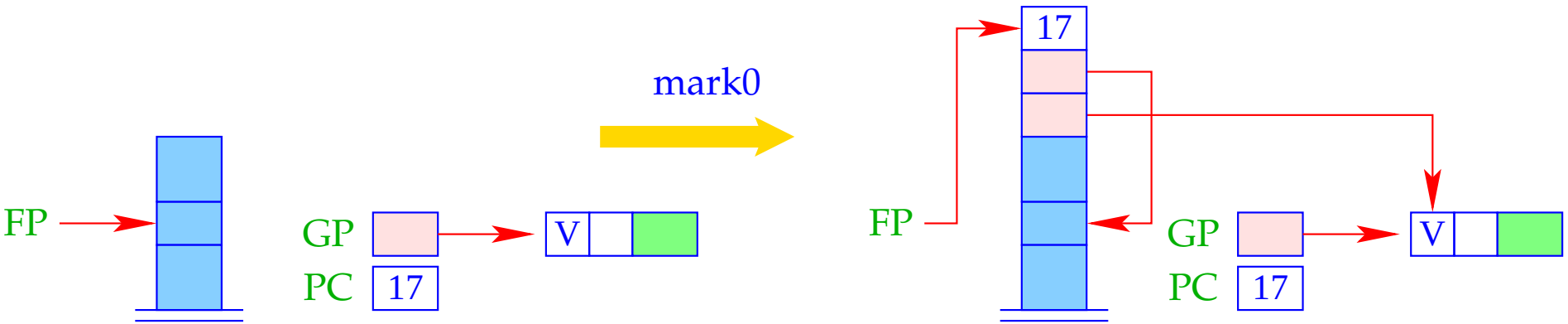
20 Abschlüsse und ihre Auswertung

- 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.

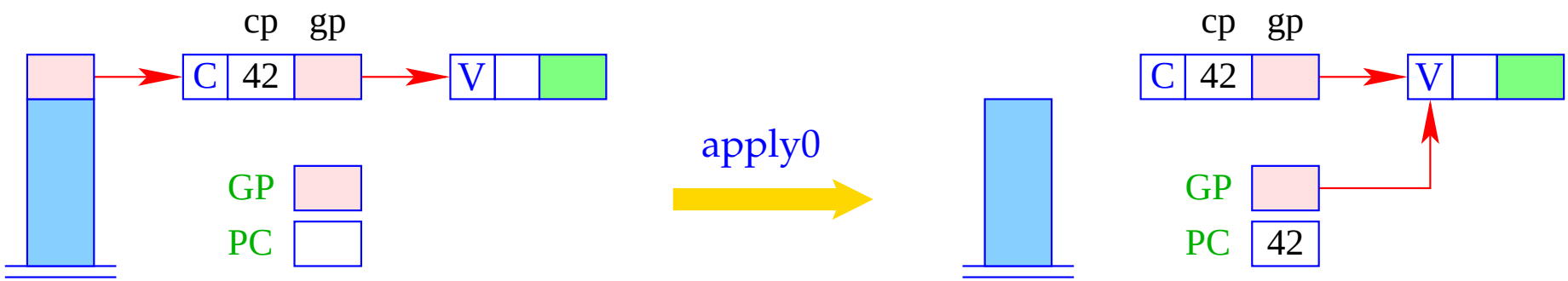
eval lässt sich wieder in übersichtlichere Bestandteile verlegen:

```
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.

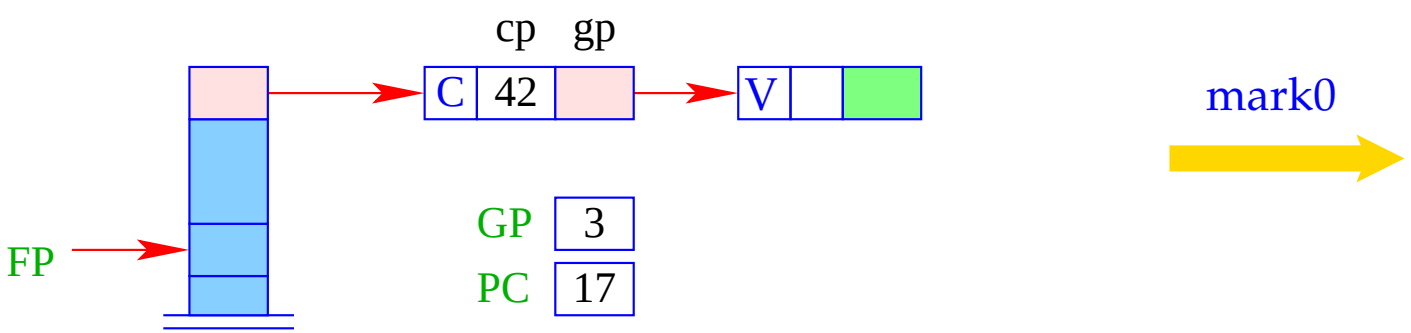


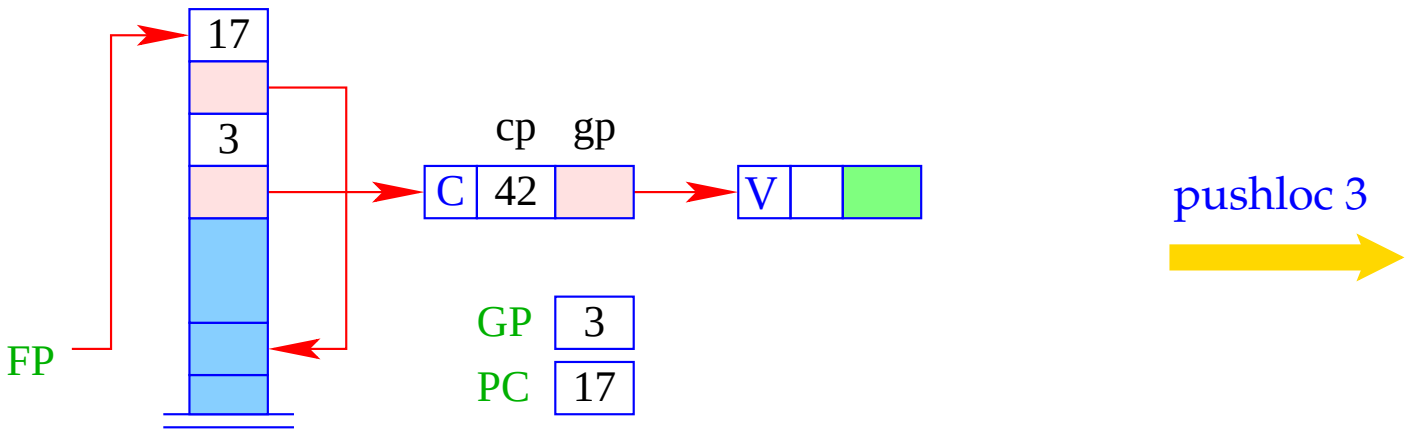
S[SP+1] = GP;
S[SP+2] = FP;
S[SP+3] = PC;
FP = SP = SP + 3;

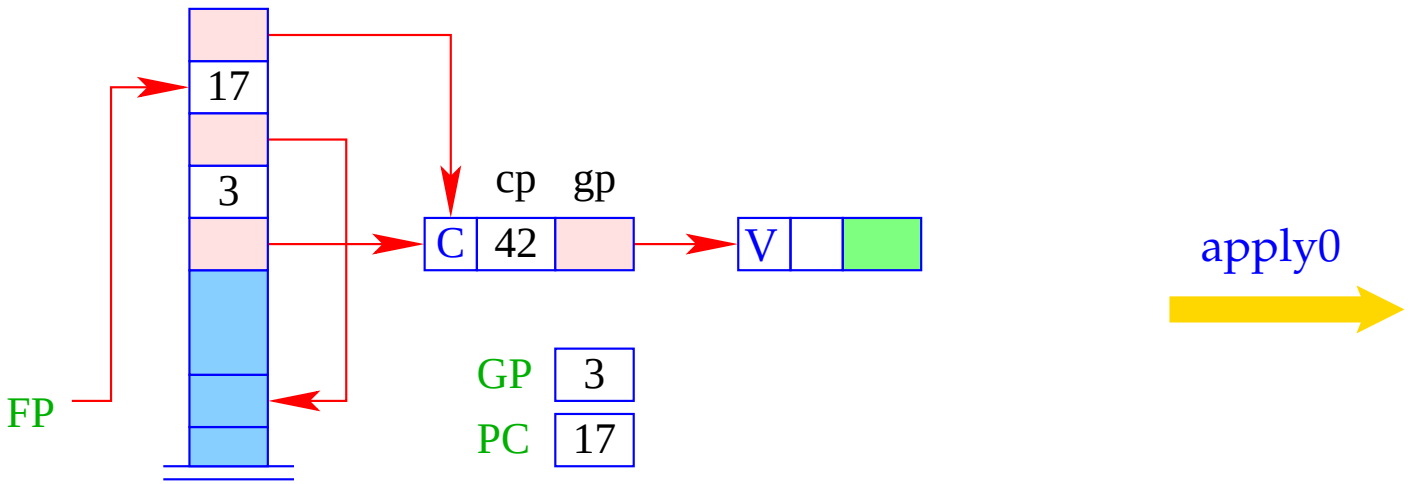


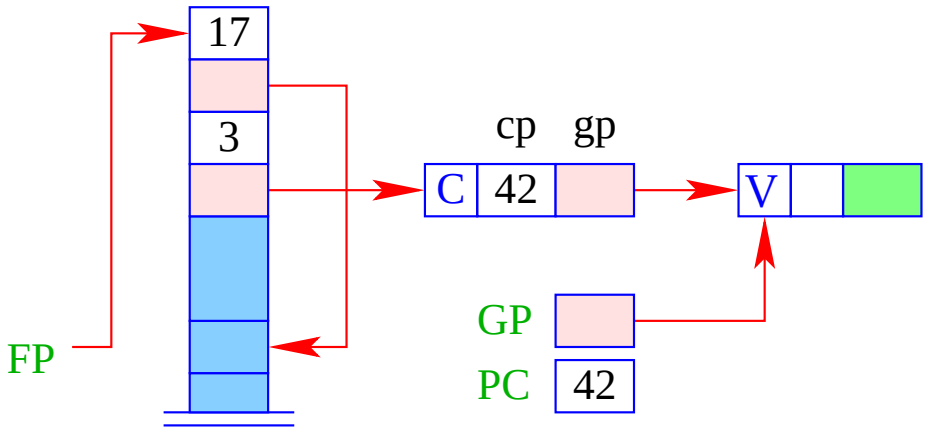
h = S[SP]; SP--;
GP = h→gp; PC = h→cp;

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
cp
gp
C
42
V
apply0
FP
GP
3
PC
17



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:

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

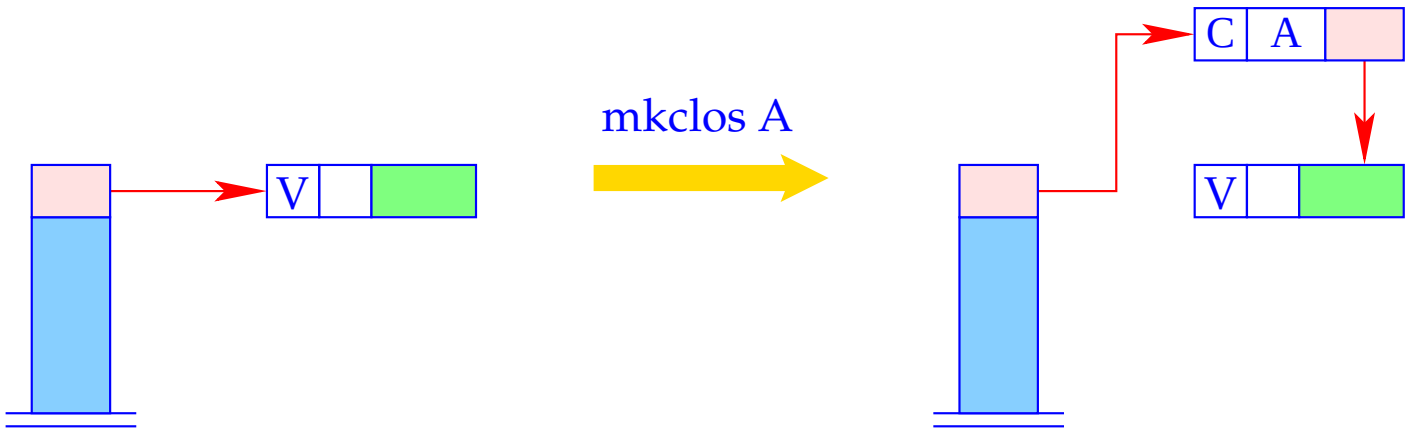
wobei $\{z_0, \ldots, z_{g-1}\} = \mathit{free}(e)$ und $\rho' = \{z_i \mapsto (G, i) \mid i = 0, \ldots, g-1\}$.

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.



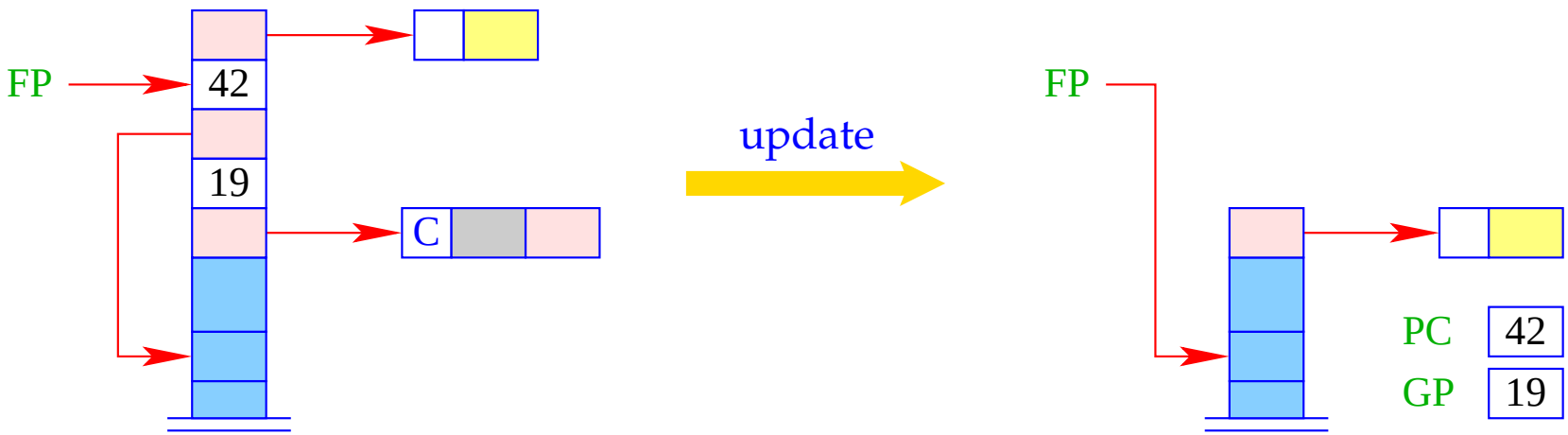
S[SP] = new (C, A, S[SP]);

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

popenv

rewrite 1

Sie überschreibt den Abschluss mit dem berechneten Wert.



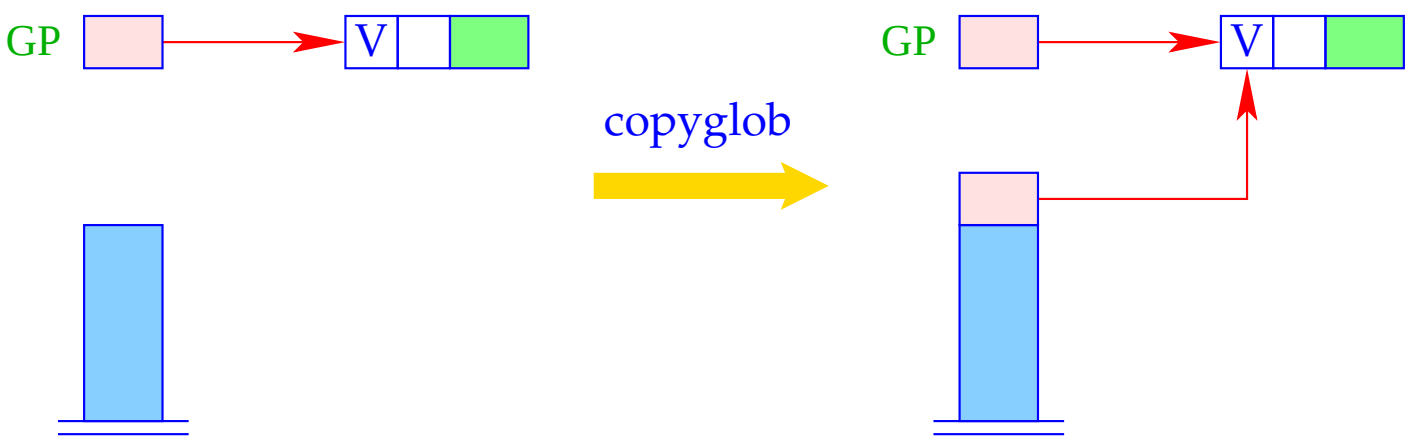
21 Optimierungen I: globale Variablen

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:

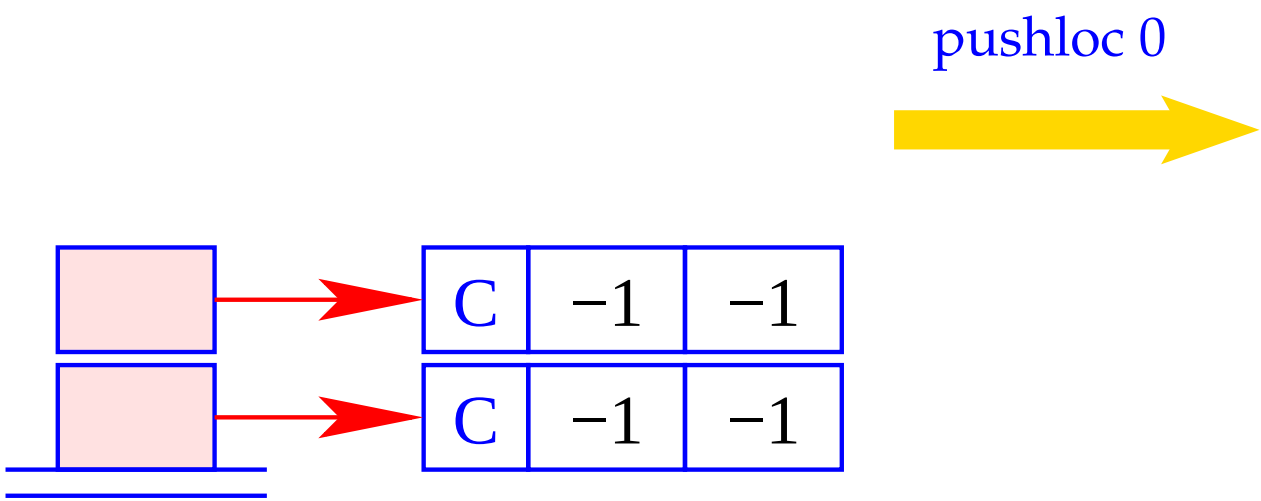
getvar x ρ kp	mkclos A	A:	pushglob 0	update
mkvec 1	jump B		eval	B: ...

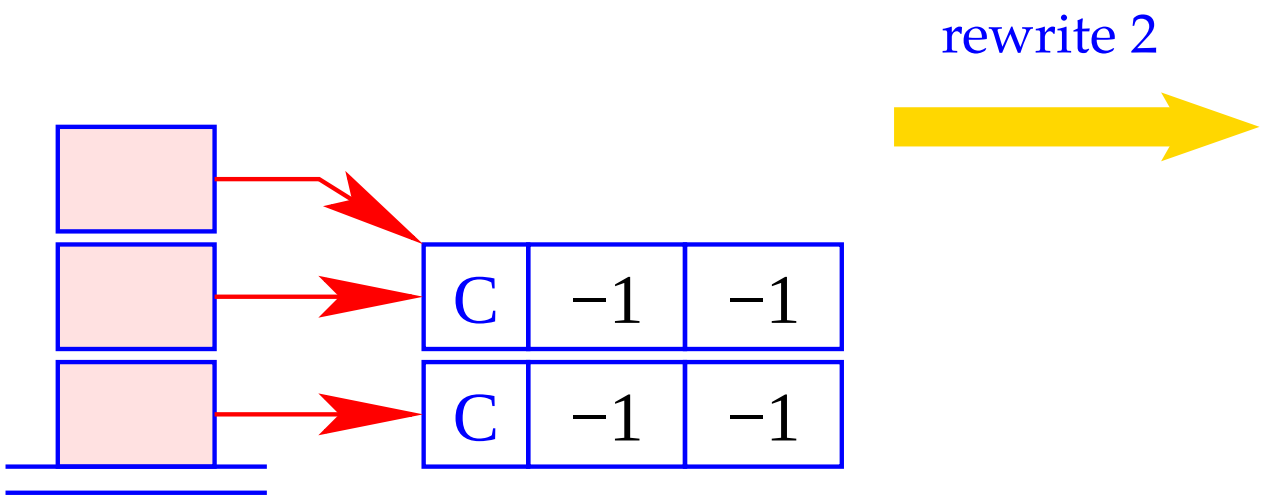
Beispiel: $e \equiv$ **letrec** $a = b; b = 7$ **in** a. Dann liefert $\text{code}_V\ e\ \emptyset\ 0$:

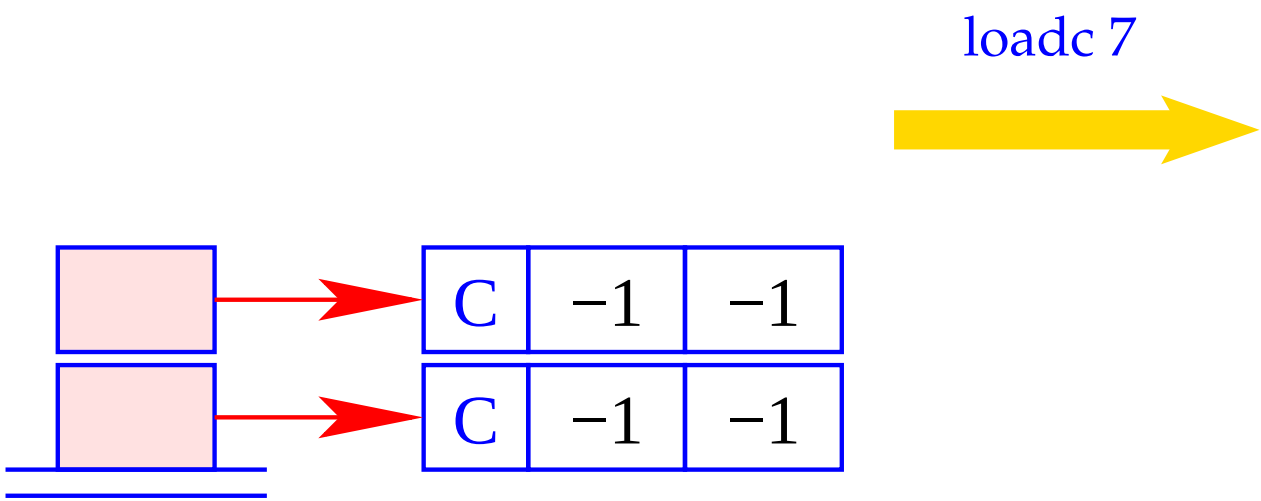
0	alloc 2	3	rewrite 2	3	mkbasic	2	pushloc 1
2	pushloc 0	2	loadc 7	3	rewrite 1	3	eval
						3	slide 2

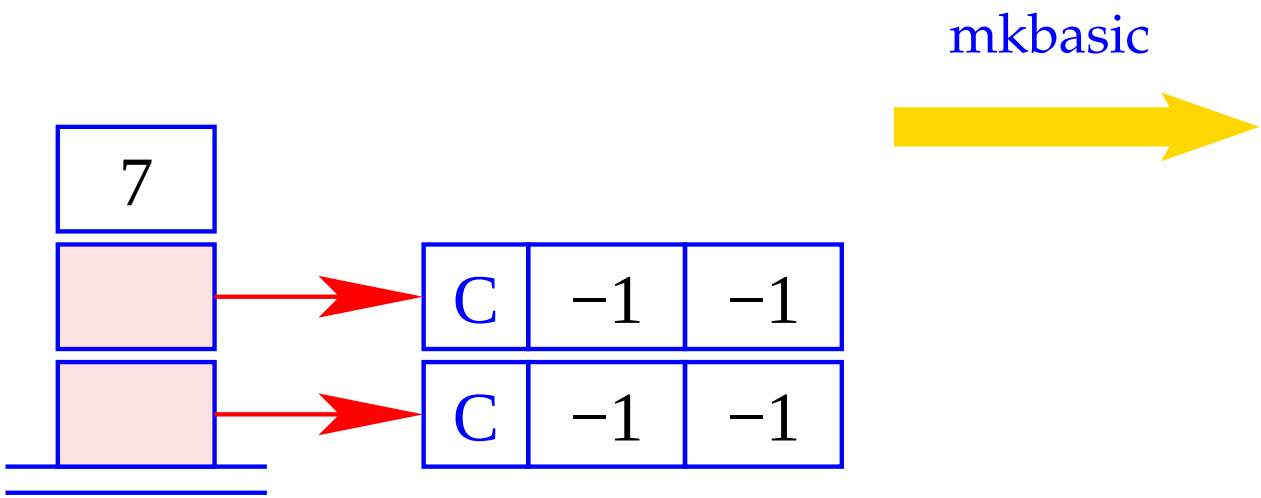
Ausführung dieser Folge sollte den Basiswert 7 liefern ...

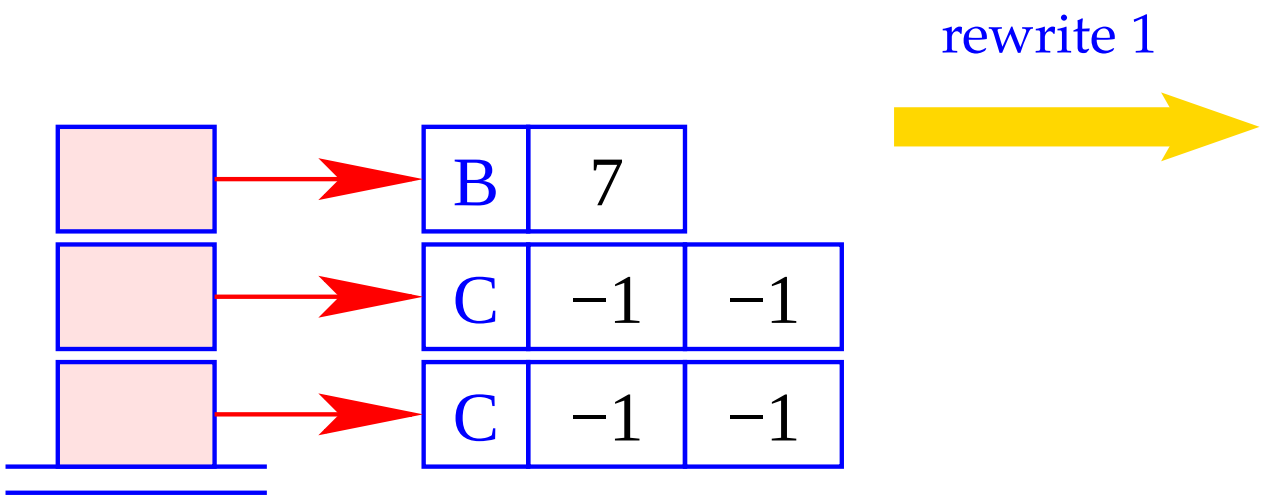

alloc 2

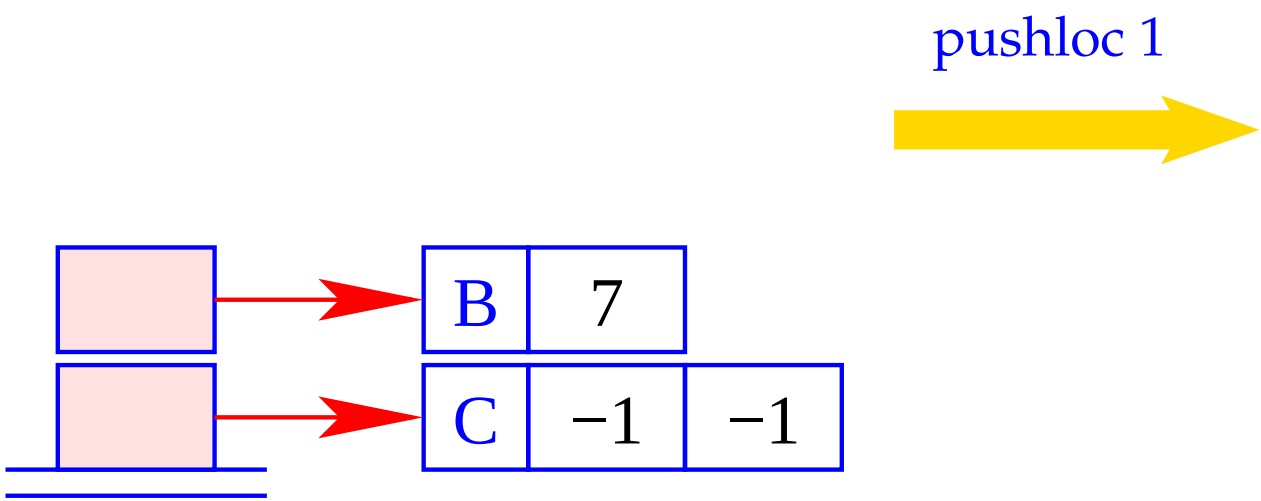

pushloc 0
C
−1
−1
C
−1
−1

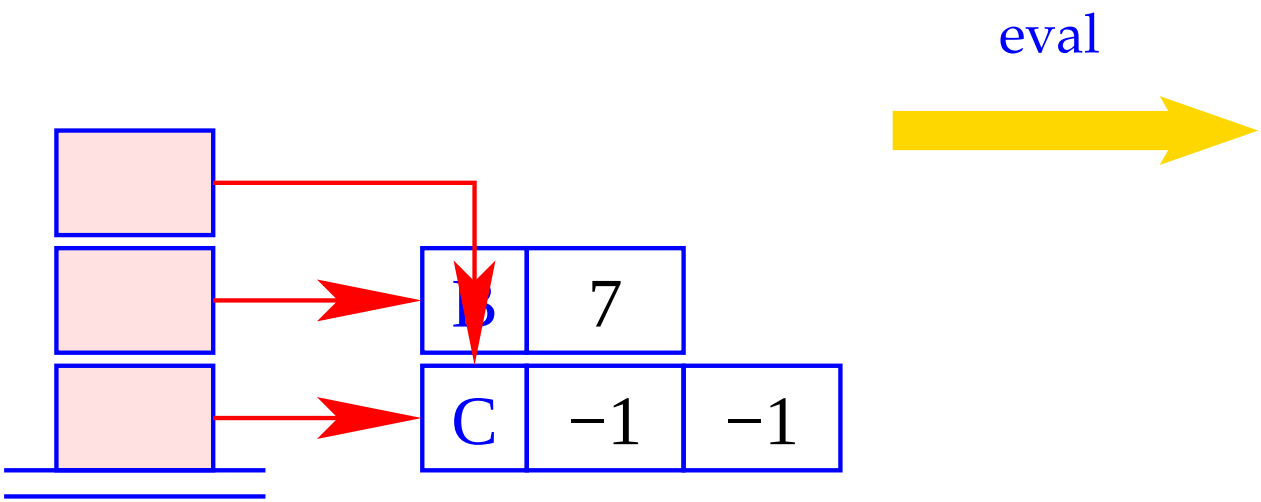

rewrite 2
C
−1
−1
C
−1
−1


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:

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

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:

$$\begin{array}{lcl} \mathrm{code}\ e & = & \mathrm{code}_V\ e\ \emptyset\ 0 \\ & & \mathrm{halt} \end{array}$$

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: **let** $a = 17; f =$ **fn** $b \Rightarrow a + b$ **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:

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

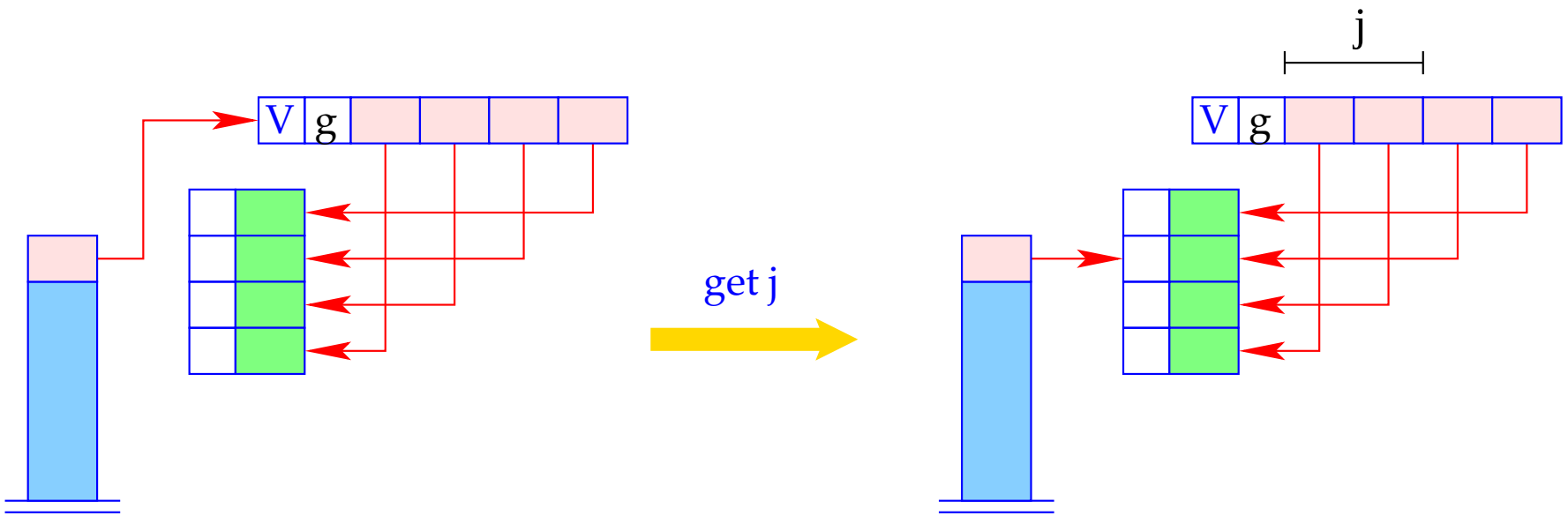
- Tupel werden angelegt, indem erst die Folge der Referenzen auf ihre Komponenten auf dem Keller gesammelt und dann mithilfe der Operation mkvec in den Heap gelegt werden.
- Auf Komponenten greifen wir zu, indem wir innerhalb des Tupels einen indizierten Zugriff vornehmen.

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

$$
\begin{array}{lcl}
\text{code}_V\ (\#j\ e)\ \rho\ \text{kp} & = & \text{code}_V\ e\ \rho\ \text{kp} \\
 & & \text{get j} \\
 & & \text{eval}
\end{array}
$$

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!";
```

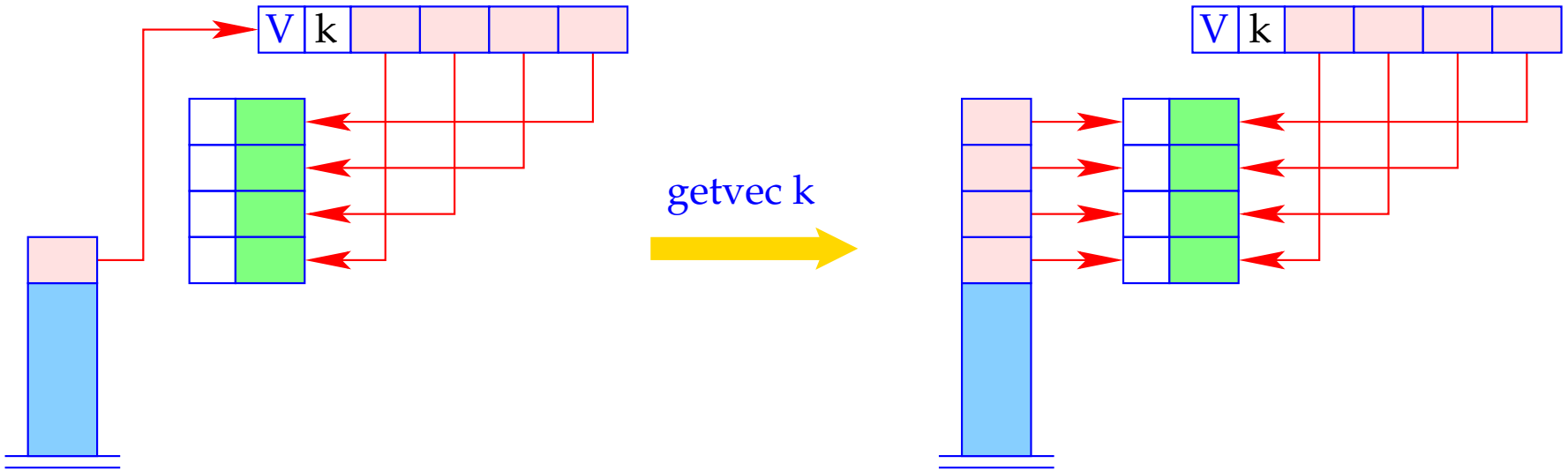
Möchte man nicht auf einzelne, sondern gegebenenfalls alle Komponenten eines Tupels zugreifen, kann man dies mithilfe des Ausdrucks
$e \equiv \textbf{let}\ (y_0, \ldots, y_{k-1}) = e_1\ \textbf{in}\ e_0$ tun.

Diesen übersetzen wir wie folgt:

$$
\begin{array}{lcl}
\text{code}_V\ e\ \rho\ \text{kp} & = & \text{code}_V\ e_1\ \rho\ \text{kp} \\
 & & \text{getvec k} \\
 & & \text{code}_V\ e_0\ \rho'\ (\text{kp} + k) \\
 & & \text{slide k}
\end{array}
$$

wobei $\rho' = \rho \oplus \{y_i \mapsto kp + i + 1 \mid i = 0, \ldots, k-1\}$.

Der Befehl getvec k legt die Komponenten eines Vektors der Länge k auf den Keller:




```
if (S[SP] == (V,k,v)) {
   SP--;
   for(i=0; i<k; i++) {
        SP++; S[SP] = v[i];
        }
} else Error “Vector expected!”;
```

24.2 Listen

Als Beispiel eines weiteren Datentyps betrachten wir Listen.

Listen werden aus Listen-Elementen mithilfe der Konstante $[]$ ("Nil" – die leere Liste) und des rechts-assoziativen Operators $:$ ("Cons" – dem Listen-Konstruktor) aufgebaut.

Ein **case**-Ausdruck gestattet den Zugriff auf die Komponenten einer Liste.

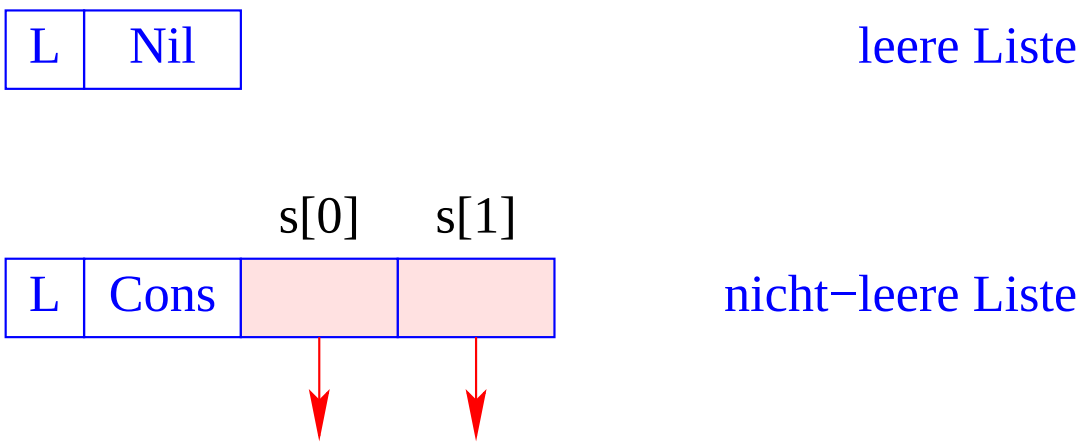
Beispiel: Die Append-Funktion app:

$$\begin{array}{lcll} \text{app} & = & \textbf{fn}\ l, y \Rightarrow \textbf{case}\ l\ \textbf{of} & \\ & & [] & \rightarrow \quad y \\ & & h : t & \rightarrow \quad h : (\text{app}\ t\ y) \end{array}$$

Folglich erweitern wir die Syntax von Ausdrücken e um:

$$
\begin{array}{rcl}
e & ::= & \ldots \mid [] \mid (e_1 : e_2) \\
& & \mid (\textbf{case}\ e_0\ \textbf{of}\ [] \rightarrow e_1;\ \ h : t \rightarrow e_2)
\end{array}
$$

Neue Halden-Objekte:



24.3 Der Aufbau von Listen

Für das Anlegen von Listen-Knoten führen wir die Befehle nil und cons ein.

Damit erhalten wir für CBN:

$$
\begin{array}{lcl}
\text{code}_V\ [\,]\ \rho\ \text{kp} & = & \text{nil} \\
\text{code}_V\ (e_1 : e_2)\ \rho\ \text{kp} & = & \text{code}_C\ e_1\ \rho\ \text{kp} \\
 & & \text{code}_C\ e_2\ \rho\ (\text{kp}+1) \\
 & & \text{cons}
\end{array}
$$

Beachte:

- Bei CBN werden für die Argumente von ":" Abschlüsse angelegt.
- Bei CBV müssen sie dagegen erst ausgewertet werden.