

Beispiel: Code für $e \equiv x = y - 1$ mit $\rho = \{x \mapsto 4, y \mapsto 7\}$.
Dann liefert $\text{code}_{\mathbb{R}} e \rho$:

```
loadc 7  
load
```

```
loadc 1  
sub
```

```
loadc 4  
store
```

Optimierungen:

Einführung von Spezialbefehlen für häufige Befehlsfolgen, hier etwa:

```
loada q = loadc q  
load
```

```
storea q = loadc q  
store
```

3 Anweisungen und Anweisungsfolgen

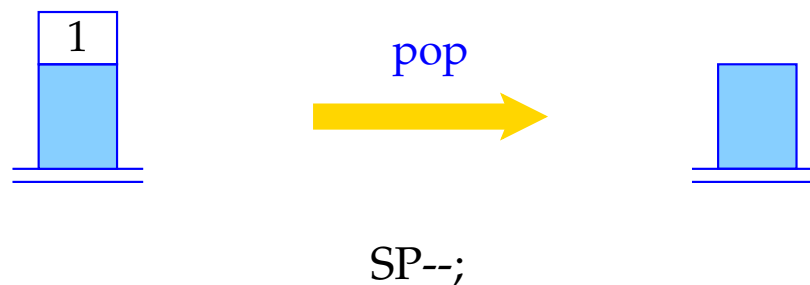
Ist e ein Ausdruck, dann ist $e;$ eine Anweisung (Statement).

Anweisungen liefern keinen Wert zurück. Folglich muss der **SP** vor und nach der Ausführung des erzeugten Codes gleich sein:

$$\text{code } e; \rho = \text{code}_R e \rho$$

pop

Die Instruktion **pop** wirft das oberste Element des Kellers weg ...

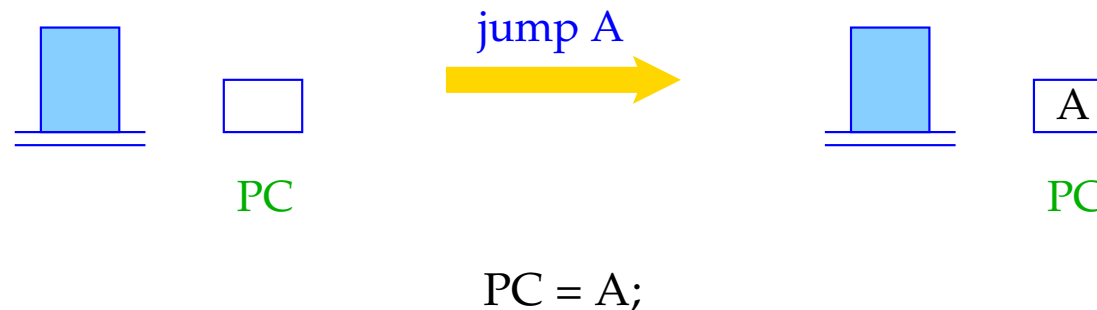


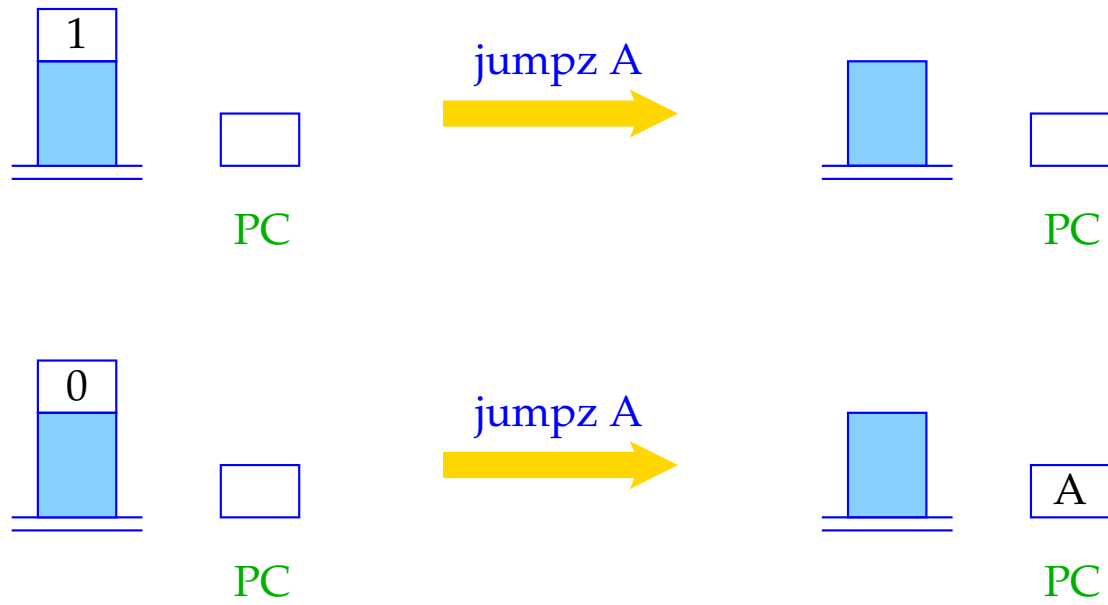
Der Code für eine Statement-Folge ist die Konkatenation des Codes for die einzelnen Statements in der Folge:

$$\begin{aligned} \text{code } (s \text{ } ss) \rho &= \text{code } s \rho \\ &\quad \text{code } ss \rho \\ \text{code } \varepsilon \rho &= \quad \quad \quad // \text{ leere Folge von Befehlen} \end{aligned}$$

4 Bedingte und iterative Anweisungen

Um von linearer Ausführungsreihenfolge abzuweichen, benötigen wir Sprünge:





```
if (S[SP] == 0) PC = A;  
SP--;
```

Der Übersichtlichkeit halber gestatten wir die Verwendung von **symbolischen Sprungzielen**. In einem zweiten Pass können diese dann durch absolute Code-Adressen ersetzt werden.

Statt absoluter Code-Adressen könnte man auch **relative** Adressen benutzen, d. h. Sprungziele relativ zum aktuellen **PC** angeben.

Vorteile:

- **kleinere Adressen** reichen aus;
- der Code wird **relokierbar**, d. h. kann im Speicher unverändert hin und her geschoben werden.

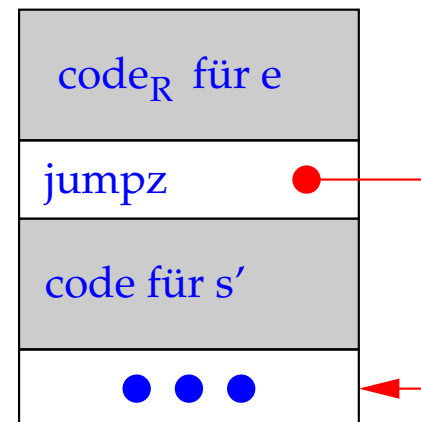
4.1 Bedingte Anweisung, einseitig

Betrachten wir zuerst $s \equiv \mathbf{if} (e) s'$.

Idee:

- Lege den Code zur Auswertung von e und s' hintereinander in den Code-Speicher;
- Dekoriere mit Sprung-Befehlen so, dass ein korrekter Kontroll-Fluss gewährleistet ist!

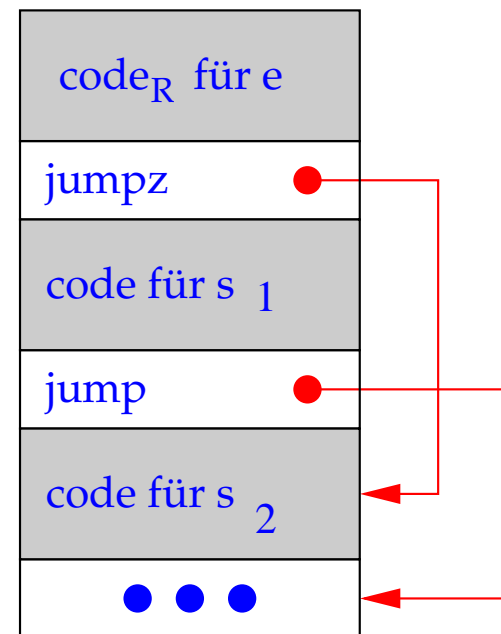
$\text{code } s \rho = \text{code}_R e \rho$
 $\text{jumpz } A$
 $\text{code } s' \rho$
 $A : \dots$



4.2 Zweiseitiges if

Betrachte nun $s \equiv \text{if } (e) s_1 \text{ else } s_2$. Die gleiche Strategie liefert:

$\text{code } s \ \rho = \text{code}_R \ e \ \rho$
 $\text{jumpz } A$
 $\text{code } s_1 \ \rho$
 $\text{jump } B$
 $A : \text{code } s_2 \ \rho$
 $B : \dots$



Beispiel:

Sei $\rho = \{x \mapsto 4, y \mapsto 7\}$ und

$s \equiv$ **if** ($x > y$) (i)
 $x = x - y;$ (ii)
else $y = y - x;$ (iii)

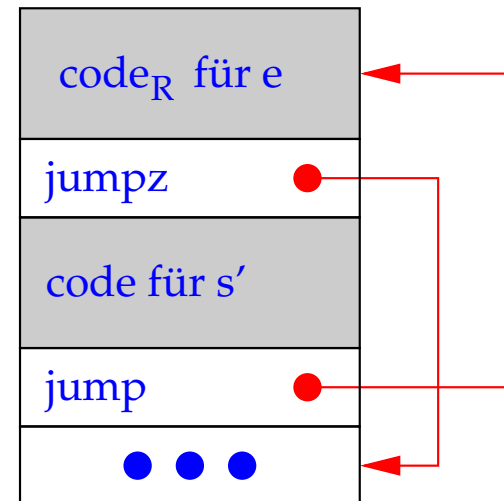
Dann liefert **code** $s \rho$:

loada 4	loada 4	A: loada 7
loada 7	loada 7	loada 4
gr	sub	sub
jumpz A	storea 4	storea 7
	pop	pop
	jump B	B: ...
(i)	(ii)	(iii)

4.3 while-Schleifen

Betrachte schließlich die Schleife $s \equiv \mathbf{while} (e) s'$. Dafür erzeugen wir:

$\mathit{code} s \rho =$
A : $\mathit{code}_R e \rho$
 $\mathit{jumpz} B$
 $\mathit{code} s' \rho$
 $\mathit{jump} A$
B : ...



Beispiel:

Sei $\rho = \{a \mapsto 7, b \mapsto 8, c \mapsto 9\}$ und s das Statement:

while $(a > 0) \{c = c + 1; a = a - b; \}$

Dann liefert `code s ρ` die Folge:

A:	loada 7	loada 9	loada 7	B: ...
	loadc 0	loadc 1	loada 8	
	gr	add	sub	
	jumpz B	storea 9	storea 7	
		pop	pop	
			jump A	

4.4 for-Schleifen

Die **for**-Schleife $s \equiv \mathbf{for} (e_1; e_2; e_3) s'$ ist äquivalent zu der Statementfolge $e_1; \mathbf{while} (e_2) \{s' e_3; \}$ – sofern s' keine **continue**-Anweisung enthält.

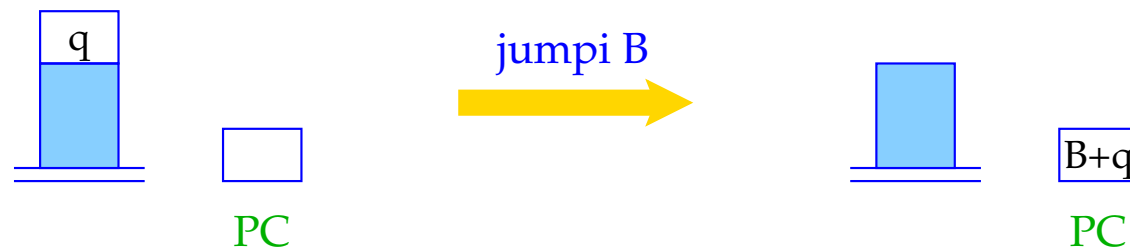
Darum übersetzen wir:

```
code s ρ = codeR e1  
          pop  
          A : codeR e2 ρ  
              jumpz B  
              code s' ρ  
              codeR e3 ρ  
              pop  
              jump A  
          B : ...
```

4.5 Das switch-Statement

Idee:

- Unterstütze Mehrfachverzweigung in **konstanter Zeit!**
- Benutze **Sprungtabelle**, die an der i -ten Stelle den Sprung an den Anfang der i -ten Alternative enthält.
- Eine Möglichkeit zur Realisierung besteht in der Einführung von **indizierten Sprüngen**.



$PC = B + S[SP];$

$SP--;$

Vereinfachung:

Wir betrachten nur **switch**-Statements der folgenden Form:

$$s \equiv \text{switch } (e) \{$$
$$\quad \text{case } 0: \quad ss_0 \text{ break;}$$
$$\quad \text{case } 1: \quad ss_1 \text{ break;}$$
$$\quad \quad \quad \vdots$$
$$\quad \text{case } k - 1: \quad ss_{k-1} \text{ break;}$$
$$\quad \text{default: } \quad ss_k$$
$$\quad \quad \quad \}$$

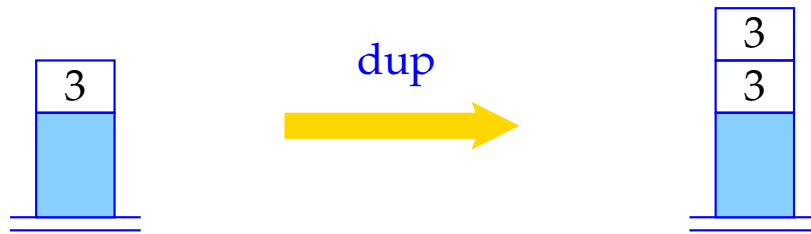
Dann ergibt sich für s die Instruktionsfolge:

<code>code</code> $s \rho$	=	<code>code_R</code> $e \rho$	C_0 :	<code>code</code> $ss_0 \rho$	B :	<code>jump</code> C_0
		<code>check</code> $0 k B$		<code>jump</code> D		...
				...		<code>jump</code> C_k
			C_k :	<code>code</code> $ss_k \rho$	D :	...
				<code>jump</code> D		

- Das **Macro** `check` $0 k B$ überprüft, ob der R-Wert von e im Intervall $[0, k]$ liegt, und führt einen indizierten Sprung in die Tabelle B aus.
- Die Sprungtabelle enthält direkte Sprünge zu den jeweiligen Alternativen.
- Am Ende jeder Alternative steht ein Sprung hinter das **switch**-Statement.

<code>check 0 k B</code>	=	<code>dup</code>	<code>dup</code>	<code>jumpi B</code>
		<code>loadc 0</code>	<code>loadc k</code>	<code>A: pop</code>
		<code>geq</code>	<code>leq</code>	<code>loadc k</code>
		<code>jumpz A</code>	<code>jumpz A</code>	<code>jumpi B</code>

- Weil der R-Wert von e noch zur Indizierung benötigt wird, muss er vor jedem Vergleich kopiert werden.
- Dazu dient der Befehl `dup`.
- Ist der R-Wert von e kleiner als 0 oder größer als k , ersetzen wir ihn vor dem indizierten Sprung durch k .



```
S[SP+1] = S[SP];  
SP++;
```

Achtung:

- Die Sprung-Tabelle könnte genauso gut direkt hinter dem Macro `check` liegen. Dadurch spart man ein paar unbedingte Sprünge, muss aber evt. das `switch`-Statement zweimal durchsuchen.
- Beginnt die Tabelle mit u statt mit 0, müssen wir den R-Wert von e um u vermindern, bevor wir ihn als Index benutzen.
- Sind sämtliche möglichen Werte von e `sicher` im Intervall $[0, k]$, können wir auf `check` verzichten.

5 Speicherbelegung für Variablen

Ziel:

Ordne jeder Variablen x **statisch**, d. h. zur Übersetzungszeit, eine feste (Relativ-)Adresse ρx zu!

Annahmen:

- Variablen von Basistypen wie **int**, ... erhalten eine Speicherzelle.
- Variablen werden in der Reihenfolge im Speicher abgelegt, wie sie deklariert werden, und zwar ab Adresse 1.

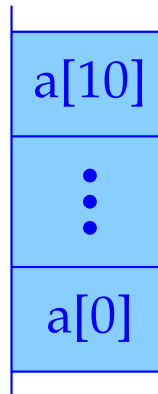
Folglich erhalten wir für die Deklaration $d \equiv t_1 x_1; \dots t_k x_k$ (t_i einfach) die Adress-Umgebung ρ mit

$$\rho x_i = i, \quad i = 1, \dots, k$$

5.1 Felder

Beispiel: `int [11] a;`

Das Feld `a` enthält 11 Elemente und benötigt darum 11 Zellen.
 ρa ist die Adresse des Elements `a[0]`.



Notwendig ist eine Funktion `sizeof` (hier: $|\cdot|$), die den Platzbedarf eines Typs berechnet:

$$|t| = \begin{cases} 1 & \text{falls } t \text{ einfach} \\ k \cdot |t'| & \text{falls } t \equiv t'[k] \end{cases}$$

Dann ergibt sich für die Deklaration $d \equiv t_1 x_1; \dots t_k x_k;$

$$\begin{aligned} \rho x_1 &= 1 \\ \rho x_i &= \rho x_{i-1} + |t_{i-1}| && \text{für } i > 1 \end{aligned}$$

Weil $|\cdot|$ zur Übersetzungszeit berechnet werden kann, kann dann auch ρ zur Übersetzungszeit berechnet werden.

Aufgabe:

Erweitere `codeL` und `codeR` auf Ausdrücke mit indizierten Feldzugriffen.

Sei $t[c] a;$ die Deklaration eines Feldes a .

Um die Anfangsadresse der Datenstruktur $a[i]$ zu bestimmen, müssen wir $\rho a + |t| * (R\text{-Wert von } i)$ ausrechnen. Folglich:

```
codeL a[e] ρ = loadc (ρ a)
               codeR e ρ
               loadc |t|
               mul
               add
```

... oder allgemeiner:

$$\text{code}_L e_1[e_2] \rho = \begin{array}{l} \text{code}_R e_1 \rho \\ \text{code}_R e_2 \rho \\ \text{loadc } |t| \\ \text{mul} \\ \text{add} \end{array}$$

Bemerkung:

- In **C** ist ein Feld ein **Zeiger**. Ein deklariertes Feld a ist eine **Zeiger-Konstante**, deren R-Wert die Anfangsadresse des Feldes ist.
- Formal setzen wir für ein Feld e : $\text{code}_R e \rho = \text{code}_L e \rho$
- In **C** sind äquivalent (als L-Werte):

$$2[a] \quad a[2] \quad a + 2$$