Aktionen bei Beenden des Aufrufs:

1. Abspeichern des Rückgabewerts
2. Rücksetzen der Register FP, EP, SP
3. Rücksprung in den Code von f, d. h. Restauration des PC

} return

4. Aufräumen des Stack

} slide

Damit erhalten wir für einen Aufruf für eine Funktion mit mindestens einem Parameter und einem Rückgabewert:

$$
\begin{aligned}
\text{code}_\text{R}\ g(e_1, \ldots, e_n)\ \rho \quad = \quad & \text{code}_\text{R}\ e_n\ \rho \\
& \ldots \\
& \text{code}_\text{R}\ e_1\ \rho \\
& \text{mark} \\
& \text{code}_\text{R}\ g\ \rho \\
& \text{call} \\
& \text{slide}\ (\text{m} - 1)
\end{aligned}
$$

wobei m der Platz für die aktuellen Parameter ist.

Beachte:

- Von jedem Ausdruck, der als aktueller Parameter auftritt, wird jeweils der R-Wert berechnet $\Longrightarrow$ Call-by-Value-Parameter-Übergabe.
- Die Funktion g kann auch ein Ausdruck sein, dessen R-Wert die Anfangs-Adresse der aufzurufenden Funktion liefert ...

- Ähnlich deklarierten Feldern, werden Funktions-Namen als konstante Zeiger auf Funktionen aufgefasst. Dabei ist der R-Wert dieses Zeigers gleich der Anfangs-Adresse der Funktion.
- Achtung! Für eine Variable **int** $(*)()\ g;$ sind die beiden Aufrufe

$$(*g)() \qquad \text{und} \qquad g()$$

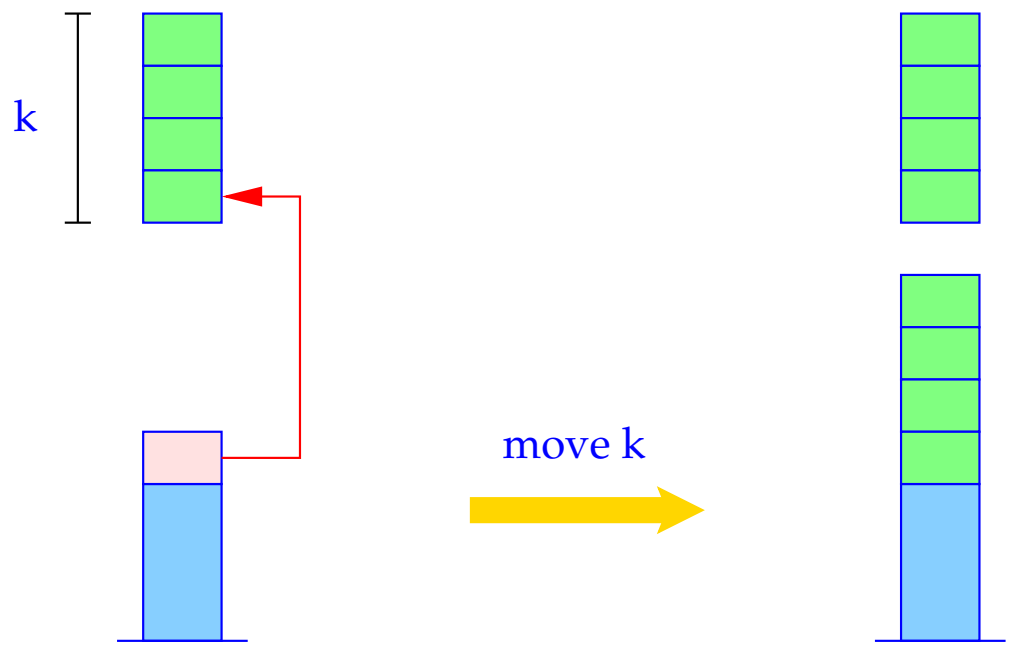
äquivalent! Per Normalisierung, muss man sich hier vorstellen, werden Dereferenzierungen eines Funktions-Zeigers ignoriert :-)

- Bei der Parameter-Übergabe von Strukturen werden diese kopiert.

Folglich:

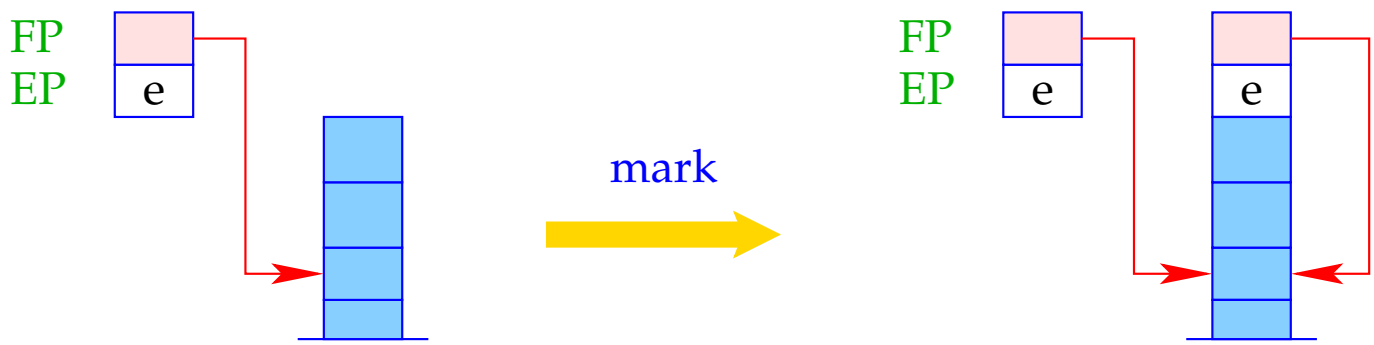
$$\begin{array}{lcll}
\text{code}_\text{R}\ f\ \rho & = & \text{loadc}\ (\rho\, f) & f \text{ ein Funktions-Name} \\
\text{code}_\text{R}\ (*e)\ \rho & = & \text{code}_\text{R}\ e\ \rho & e \text{ ein Funktions-Zeiger} \\
\text{code}_\text{R}\ e\ \rho & = & \text{code}_\text{L}\ e\ \rho & \\
 & & \text{move k} & e \text{ eine Struktur der Größe } k
\end{array}$$

Dabei ist:




```
for (i = k-1; i≥0; i--)
        S[SP+i] = S[S[SP]+i];
SP = SP+k–1;
```

Der Befehl mark legt Platz für Rückgabewert und organisatorische Zellen an und rettet FP und EP.

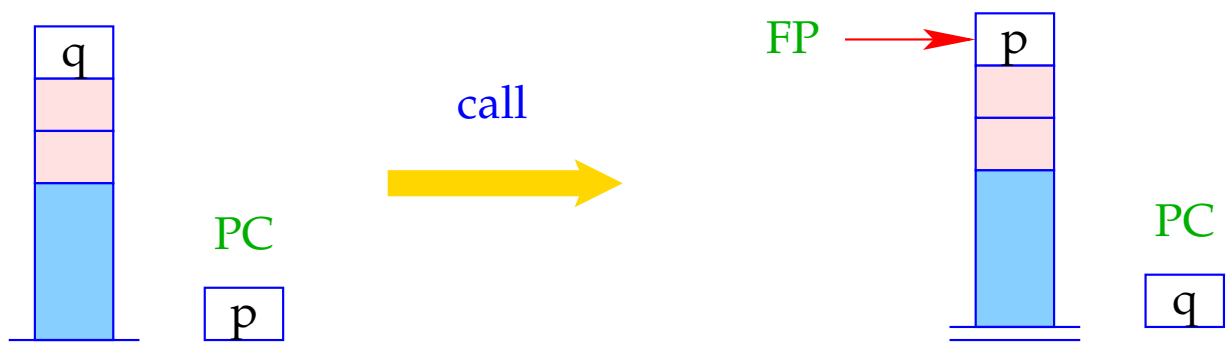


S[SP+1] = EP;

S[SP+2] = FP;

SP = SP + 2;

Der Befehl call rettet die Fortsetzungs-Adresse und setzt FP und PC auf die aktuellen Werte.



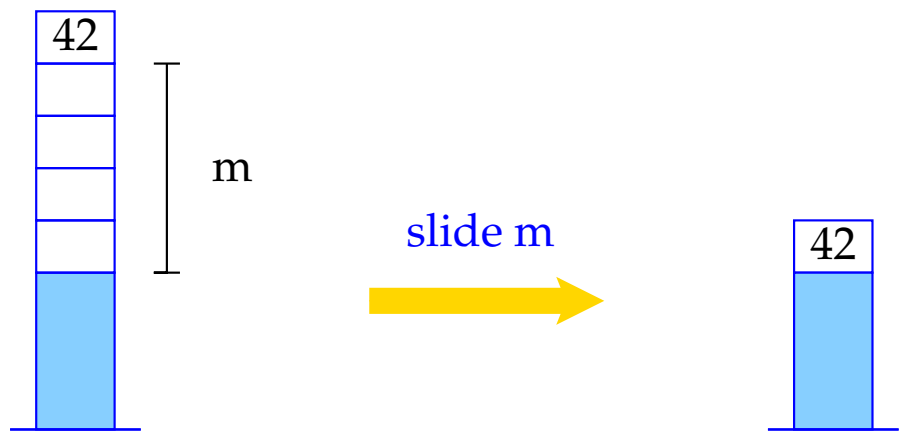
tmp = S[SP];

S[SP] = PC;

FP = SP;

PC = tmp;

Der Befehl slide kopiert den Rückgabewert an die korrekte Stelle:



tmp = S[SP];

SP = SP-m;

S[SP] = tmp;

Entsprechend übersetzen wir eine Funktions-Definition:

$$\text{code} \quad t\ \mathrm{f}\ (\mathit{specs})\{\mathit{V_defs} \quad \mathit{ss}\} \quad \rho \quad =$$

```
_f:   enter q      //  setzen des EP
      alloc k      //  Anlegen der lokalen Variablen
      code ss ρf
      return       //  Verlassen der Funktion
```

wobei $\mathrm{q} = \mathit{max} + \mathrm{k}$ wobei

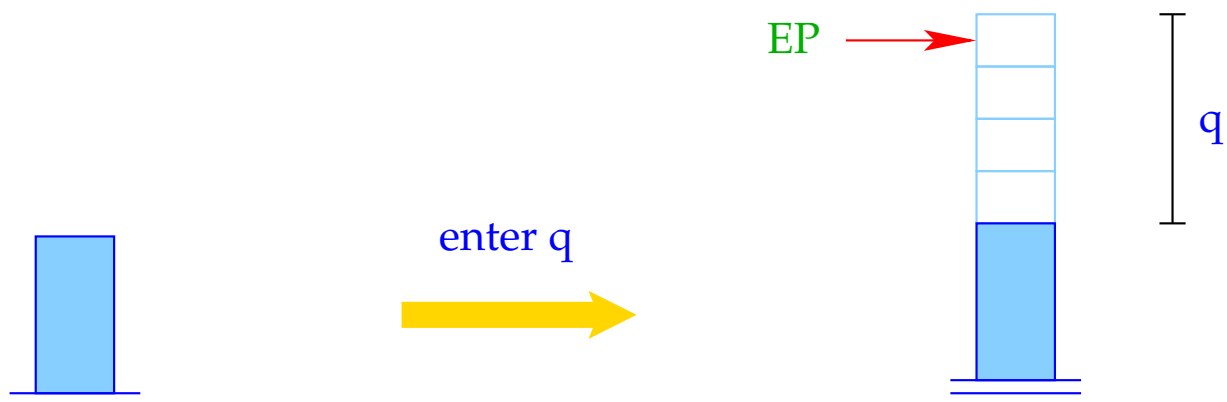
max = maximale Länge des lokalen Kellers

k = Platz für die lokalen Variablen

ρ_{f} = Adress-Umgebung für f

// *berücksichtigt specs, V_defs* und ρ

Der Befehl enter q setzt den EP auf den neuen Wert. Steht nicht mehr genügend Platz zur Verfügung, wird die Programm-Ausführung abgebrochen.

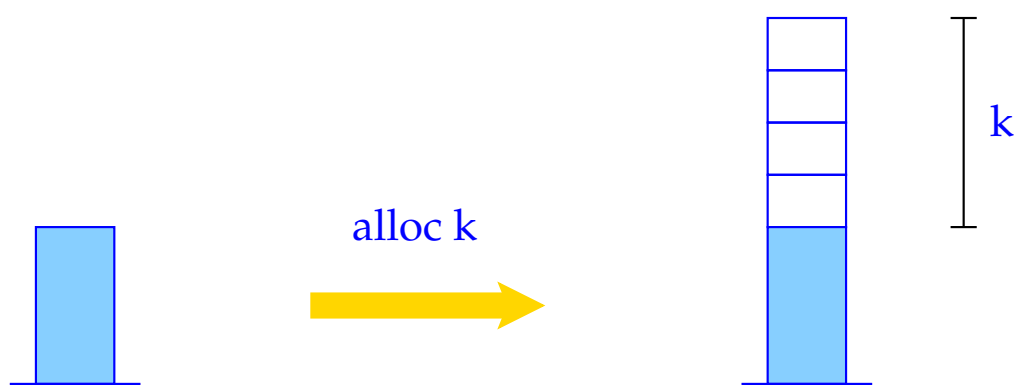


EP = SP + q;

if (EP $\geq$ NP)

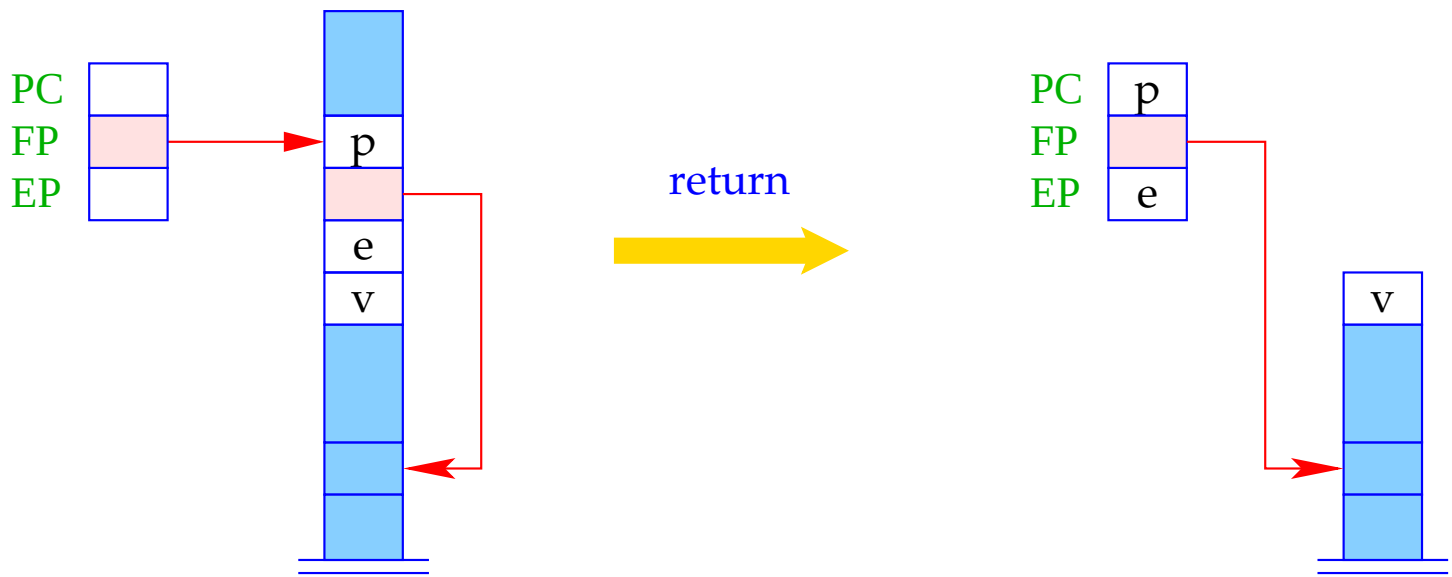
Error ("Stack Overflow");

Der Befehl alloc k reserviert auf dem Keller Platz für die lokalen Variablen.



SP = SP + k;

Der Befehl return gibt den aktuellen Keller-Rahmen auf. D.h. er restauriert die Register PC, EP und FP und hinterlässt oben auf dem Keller den Rückgabe-Wert.



PC = S[FP]; EP = S[FP-2];

if (EP $\geq$ NP) Error ("Stack Overflow");

SP = FP-3; FP = S[SP+2];

9.4 Zugriff auf Variablen, formale Parameter und Rückgabe von Werten

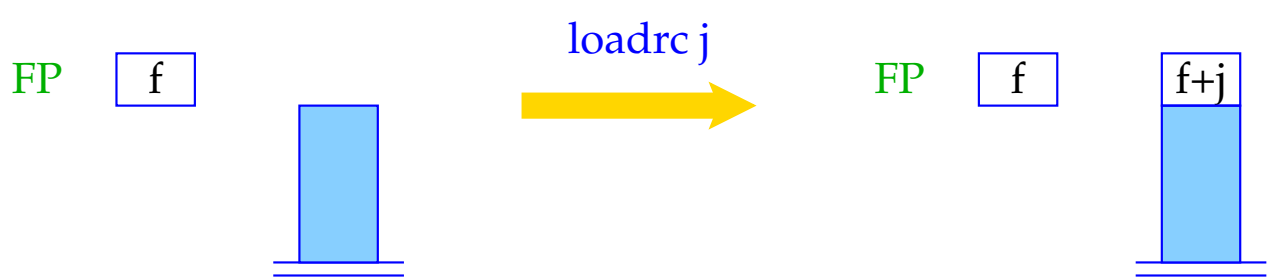
Zugriffe auf lokale Variablen oder formale Parameter erfolgen relativ zum aktuellen FP.

Darum modifizieren wir code_L für Variablen-Namen.

Für $\rho\ x = (tag, j)$ definieren wir

$$\text{code}_\text{L}\ x\ \rho = \begin{cases} \text{loadc j} & tag = G \\ \text{loadrc j} & tag = L \end{cases}$$

Der Befehl loadrc j berechnet die Summe von FP und j.



SP++;

S[SP] = FP+j;

Als Optimierung führt man analog zu loada j und storea j die Befehle loadr j und storer j ein:

loadr j	=	loadrc j load
storer j	=	loadrc j; store

Der Code für **return** e; entspricht einer Zuweisung an eine Variable mit Relativadresse -3.

$$\text{code}\ \textbf{return}\, e;\ \rho \quad = \quad \text{code}_R\ e\ \rho$$

```
storer -3
return
```

Beispiel: Für die Funktion

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

erzeugen wir:

```
_fac:  enter q      loadc 1      A:  loadr -3        mul
       alloc 0      storer -3        loadr -3        storer -3
       loadr -3     return           loadc 1         return
       loadc 0      jump B           sub          B: return
       leq                           mark
       jumpz A                       loadc _fac
                                     call
                                     slide 0
```

Dabei ist $\rho_{\text{fac}} : x \mapsto (L, -3)$ und $q = 1 + 5 = 6$.

10 Übersetzung ganzer Programme

Vor der Programmausführung gilt:

$$\mathrm{SP} = -1 \qquad \mathrm{FP} = \mathrm{EP} = 0 \qquad \mathrm{PC} = 0 \qquad \mathrm{NP} = \mathrm{MAX}$$

Sei $p \equiv V_defs \quad F_def_1 \ldots F_def_n$, ein Programm, wobei F_def_i eine Funktion f_i definiert, von denen eine main heißt.

Der Code für das Programm p enthält:

- Code für die Funktions-Definitionen F_def_i;
- Code zum Anlegen der globalen Variablen;
- Code für den Aufruf von main();
- die Instruktion halt.

Dann definieren wir:

$$
\begin{array}{lcll}
\text{code } p\ \emptyset & = & & \text{enter } (\text{k} + 5) \\
 & & & \text{alloc } (\text{k} + 1) \\
 & & & \text{mark} \\
 & & & \text{loadc _main} \\
 & & & \text{call} \\
 & & & \text{slide } (\text{k} + 1) \\
 & & & \text{halt} \\
 & & \text{_f}_1\text{:} & \text{code } F_def_1\ \rho \\
 & & & \vdots \\
 & & \text{_f}_n\text{:} & \text{code } F_def_n\ \rho
\end{array}
$$

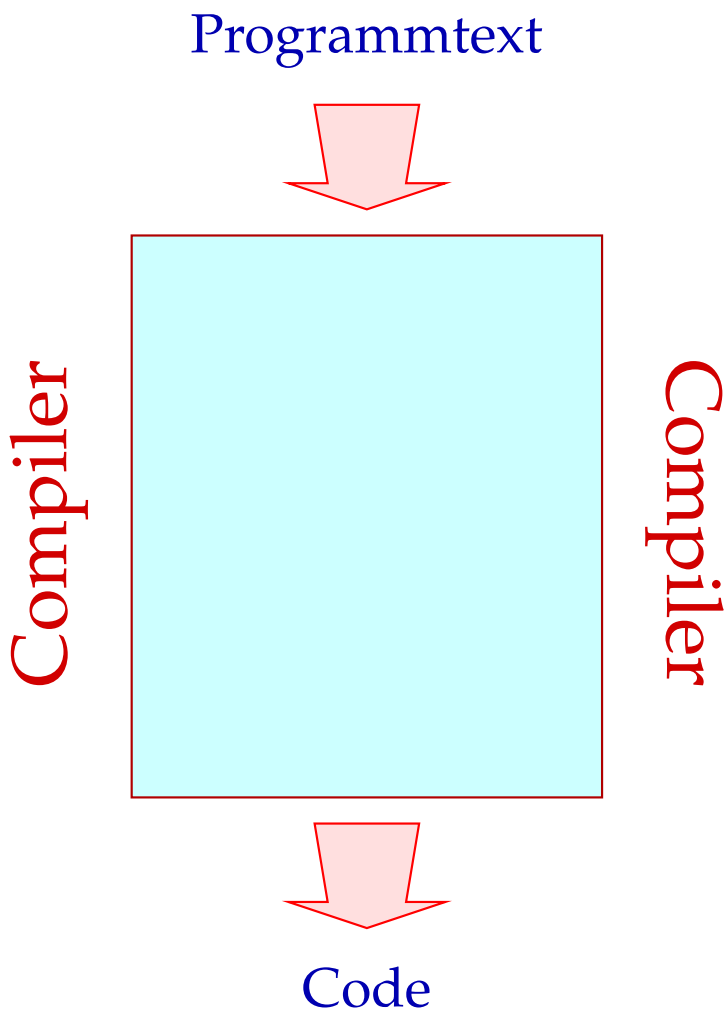
wobei $\emptyset \quad \widehat{=} \quad$ leere Adress-Umgebung;

$\rho \quad \widehat{=} \quad$ globale Adress-Umgebung;

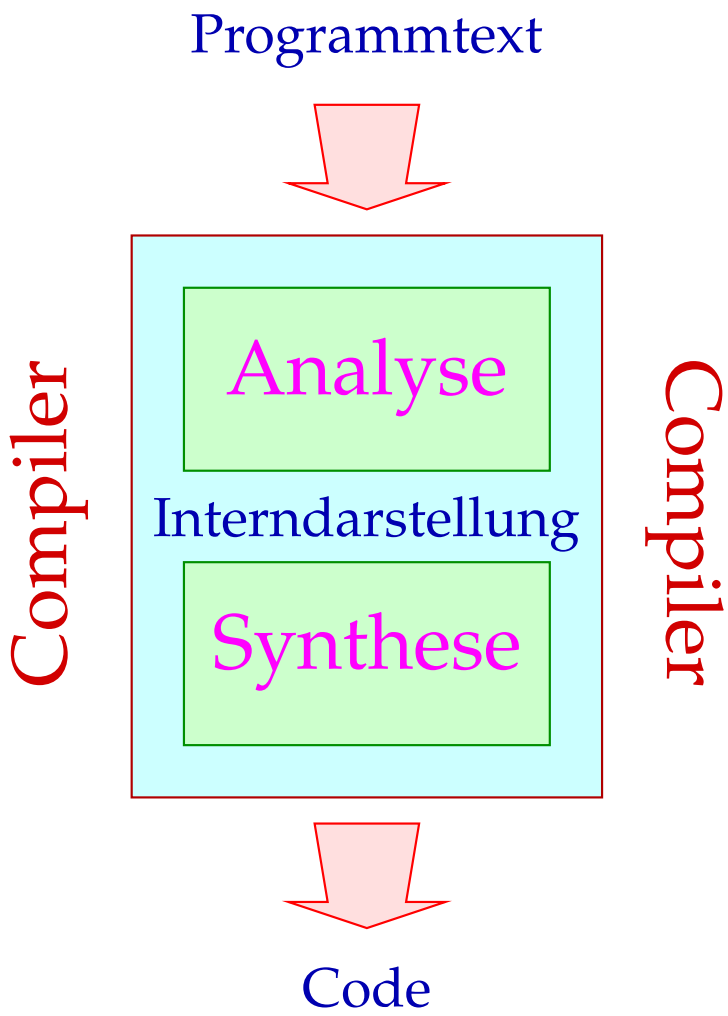
$\text{k} \quad \widehat{=} \quad$ Platz für globale Variablen

Die Analyse-Phase

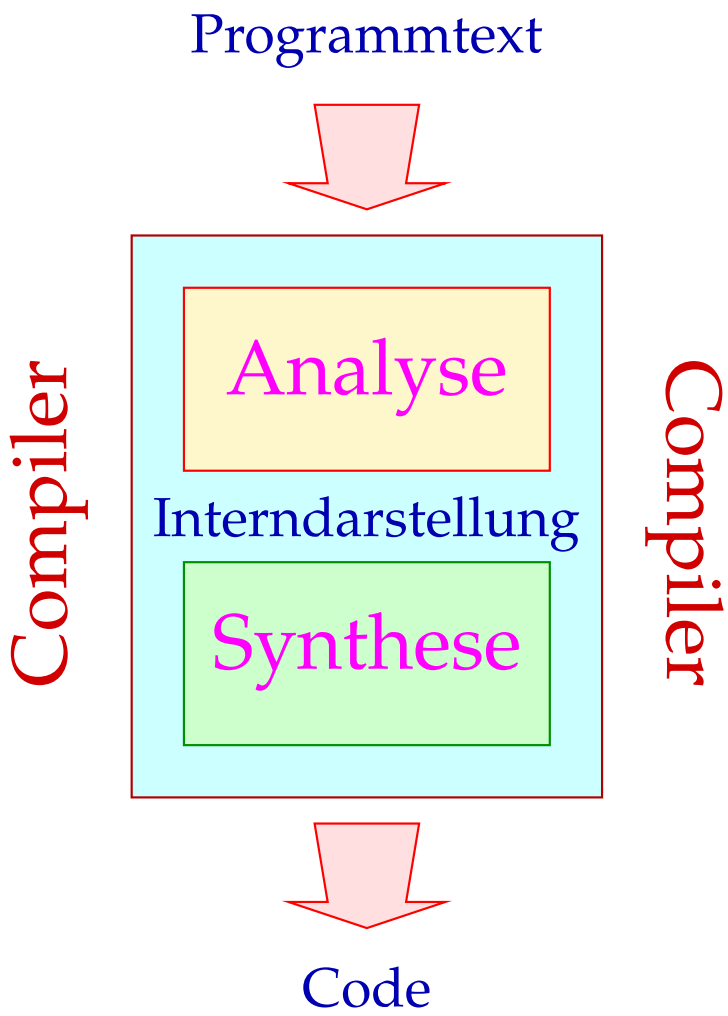
Orientierung:



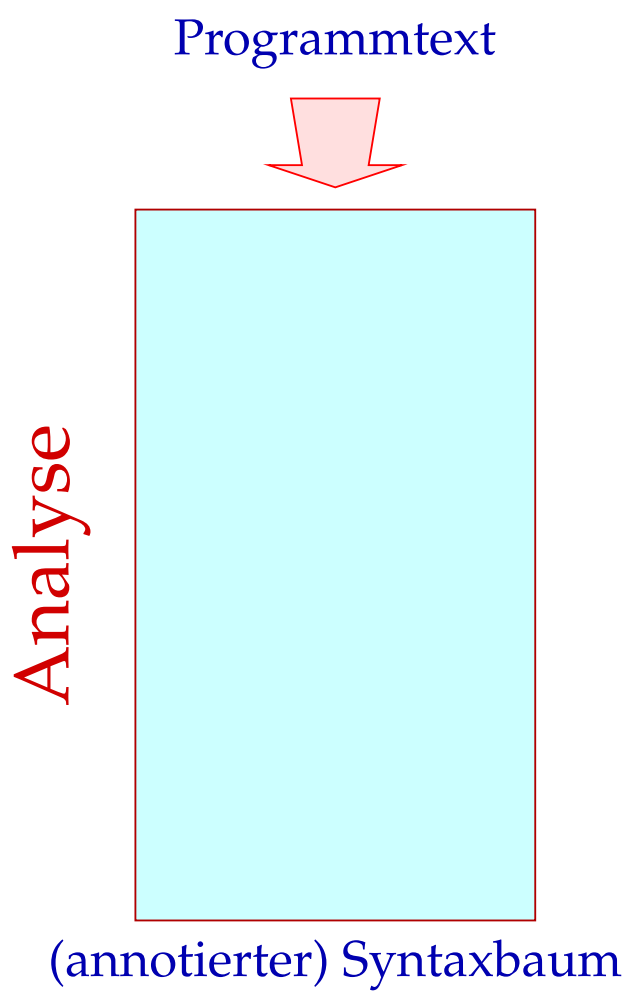
Orientierung:



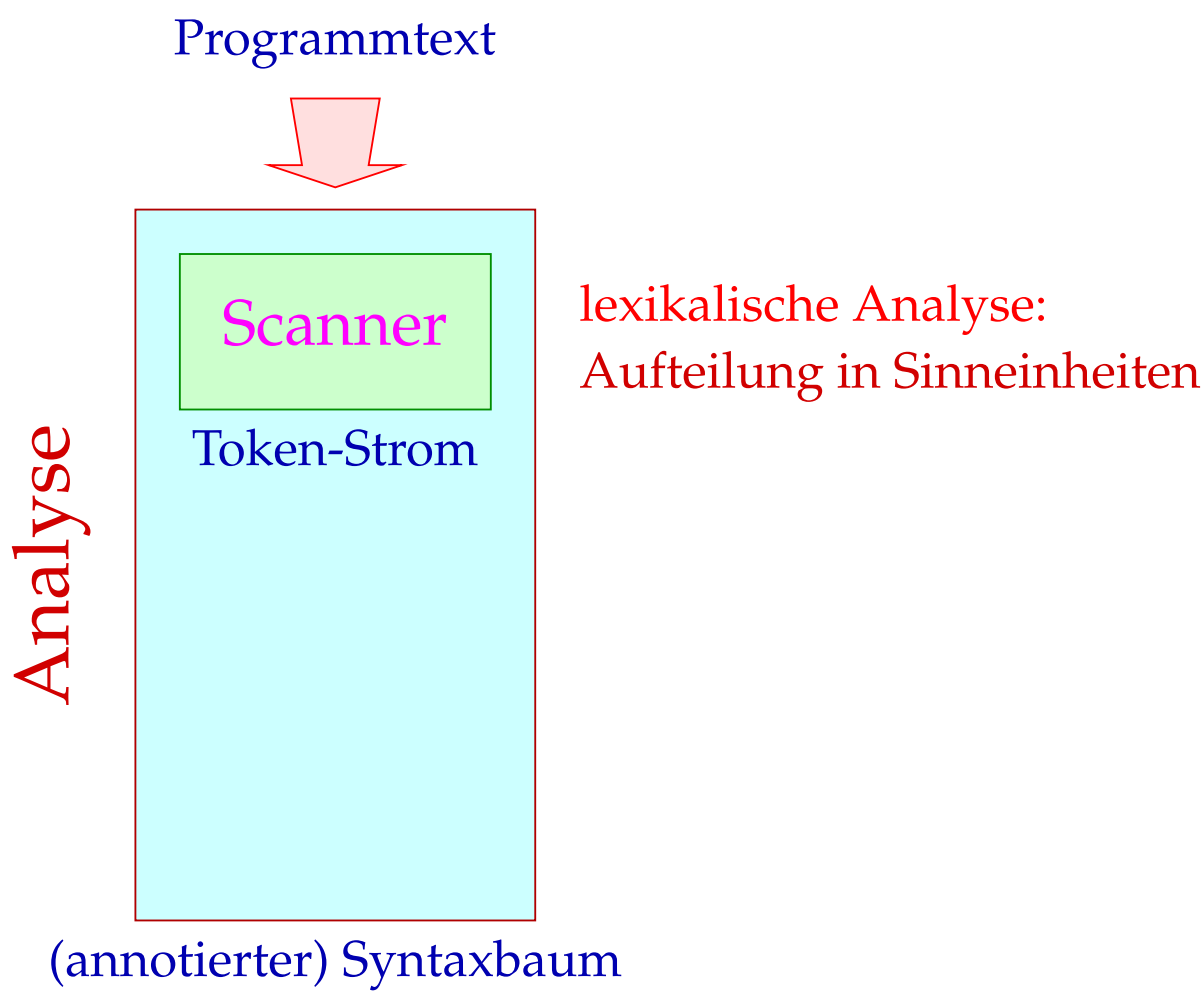
Orientierung:



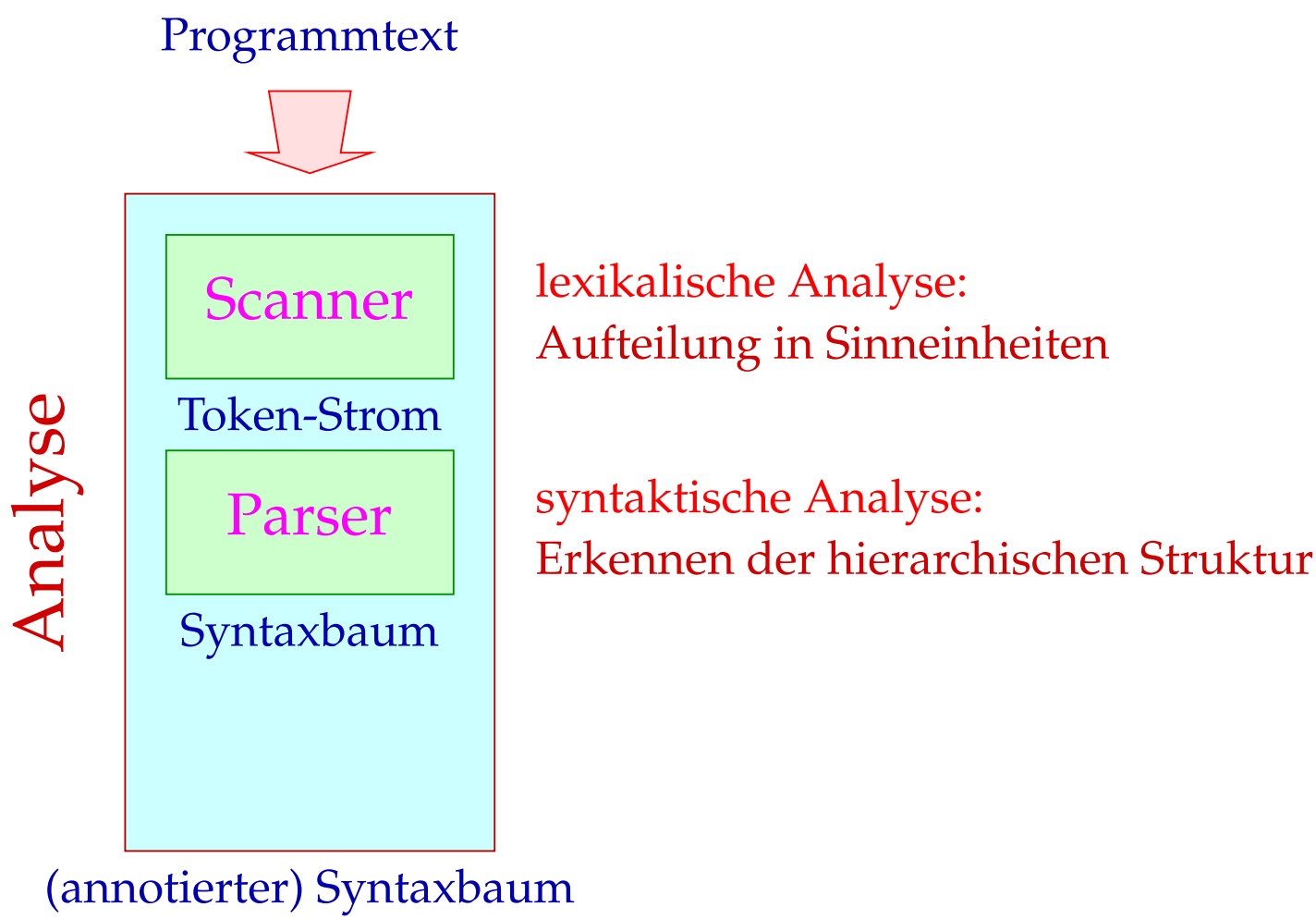
Nachdem wir Prinzipien der Code-Erzeugung kennen gelernt haben, behandeln wir nun die Analyse-Phase :-)



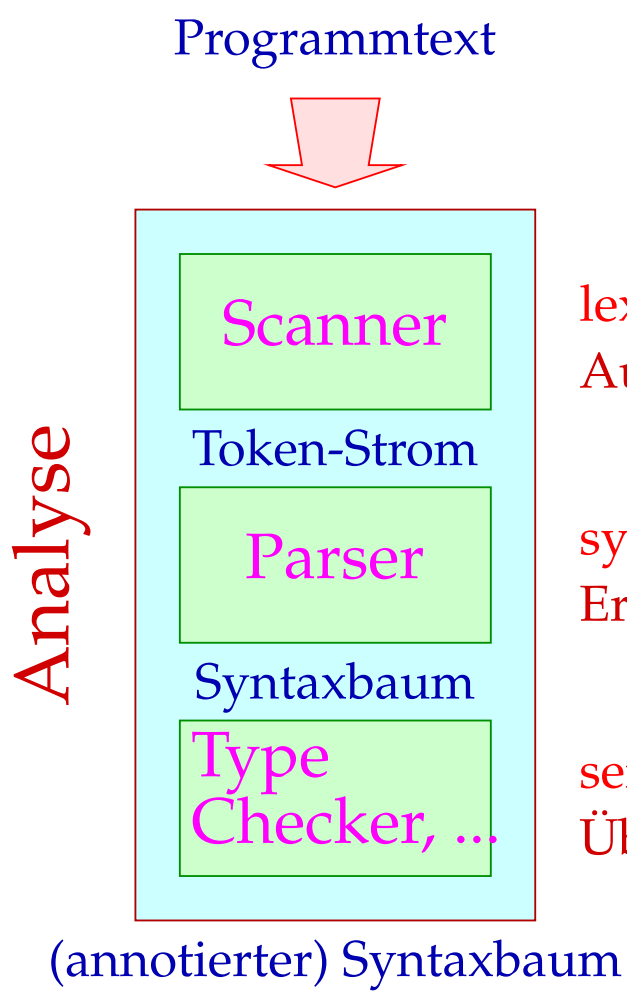
Nachdem wir Prinzipien der Code-Erzeugung kennen gelernt haben, behandeln wir nun die Analyse-Phase :-)



Nachdem wir Prinzipien der Code-Erzeugung kennen gelernt haben, behandeln wir nun die Analyse-Phase :-)



Nachdem wir Prinzipien der Code-Erzeugung kennen gelernt haben, behandeln wir nun die Analyse-Phase :-)

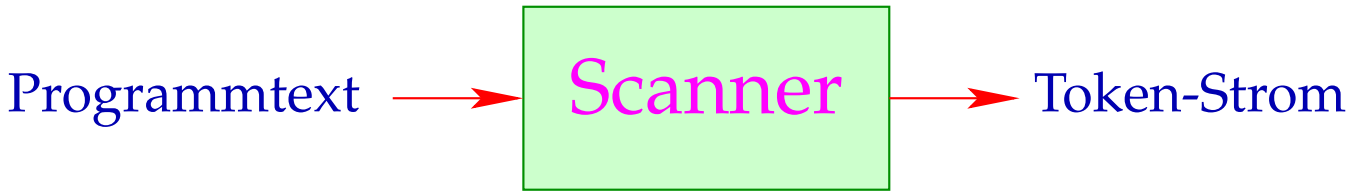


lexikalische Analyse:
Aufteilung in Sinneinheiten

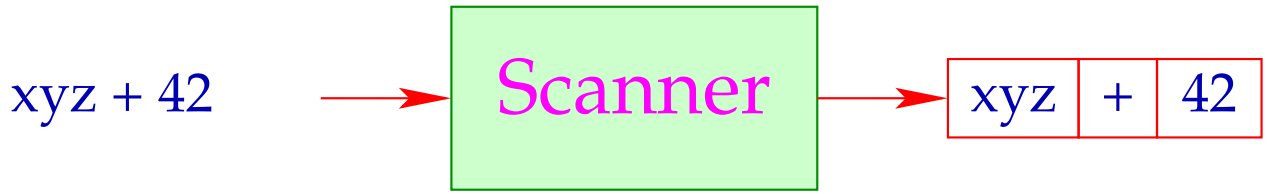
syntaktische Analyse:
Erkennen der hierarchischen Struktur

semantische Analyse:
Überprüfung/Ermittlung semantischer Eigenschaften

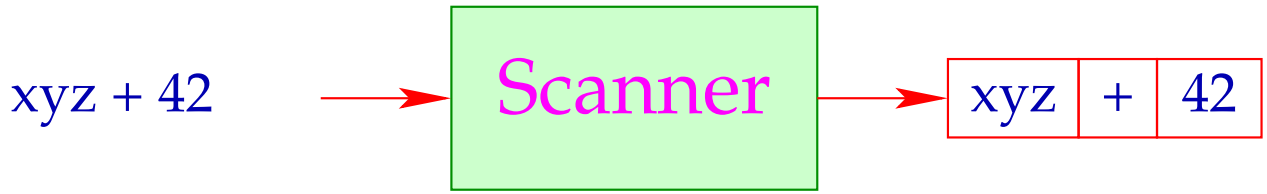
1 Die lexikalische Analyse



1 Die lexikalische Analyse



1 Die lexikalische Analyse



- Ein Token ist eine Folge von Zeichen, die zusammen eine Einheit bilden.
- Tokens werden in Klassen zusammen gefasst. Zum Beispiel:

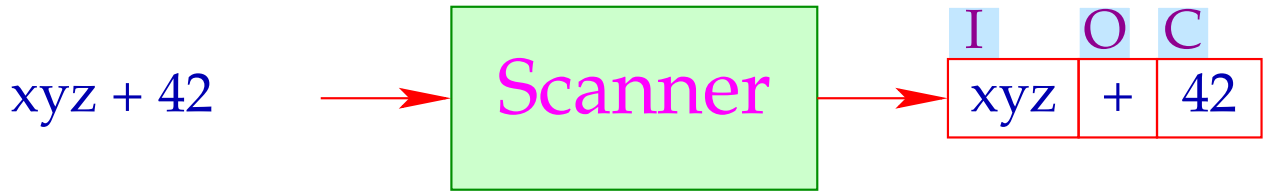
  → Namen (Identifier) wie `xyz`, `pi`, ...

  → Konstanten wie `42`, `3.14`, `"abc"`, ...

  → Operatoren wie `+`, ...

  → reservierte Worte wie `if`, `int`, ...

1 Die lexikalische Analyse



- Ein Token ist eine Folge von Zeichen, die zusammen eine Einheit bilden.
- Tokens werden in Klassen zusammen gefasst. Zum Beispiel:

  → Namen (Identifier) wie `xyz`, `pi`, ...

  → Konstanten wie `42`, `3.14`, `"abc"`, ...

  → Operatoren wie `+`, ...

  → reservierte Worte wie `if`, `int`, ...

Sind Tokens erst einmal klassifiziert, kann man die Teilwörter vorverarbeiten:

- Wegwerfen irrelevanter Teile wie Leerzeichen, Kommentaren,...
- Aussondern von Pragmas, d.h. Direktiven an den Compiler, die nicht Teil des Programms sind, wie include-Anweisungen;
- Ersetzen der Token bestimmter Klassen durch ihre Bedeutung / Interndarstellung, etwa bei:

  → Konstanten;

  → Namen: die typischerweise zentral in einer Symbol-Tabelle verwaltet, evt. mit reservierten Worten verglichen (soweit nicht vom Scanner bereits vorgenommen :-) und gegebenenfalls durch einen Index ersetzt werden.

$\Longrightarrow$ Sieber

Diskussion:

- Scanner und Sieber werden i.a. in einer Komponente zusammen gefasst, indem man dem Scanner nach Erkennen eines Tokens gestattet, eine Aktion auszuführen :-)
- Scanner werden i.a. nicht von Hand programmiert, sondern aus einer Spezifikation generiert:

Vorteile:

Produktivität:

Die Komponente lässt sich schneller herstellen :-)

Korrektheit:

Die Komponente realisiert (beweisbar :-) die Spezifikation.

Effizienz:

Der Generator kann die erzeugte Programmkomponente mit den effizientesten Algorithmen ausstatten.

Vorteile:

Produktivität:

Die Komponente lässt sich schneller herstellen :-)

Korrektheit:

Die Komponente realisiert (beweisbar :-) die Spezifikation.

Effizienz:

Der Generator kann die erzeugte Programmkomponente mit den effizientesten Algorithmen ausstatten.

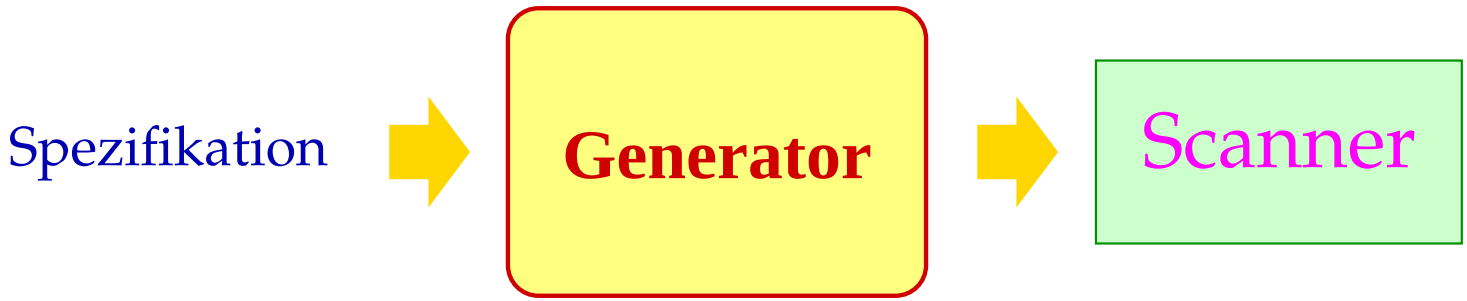
Einschränkungen:

→ Spezifizieren ist auch Programmieren — nur eventuell einfacher :-)

→ Generierung statt Implementierung lohnt sich nur für Routine-Aufgaben

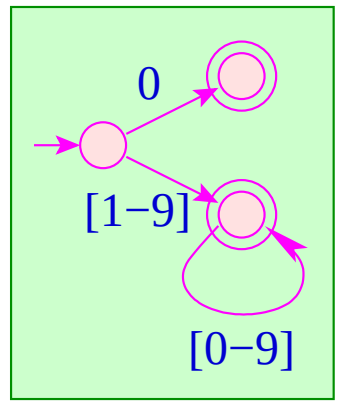
... und ist nur für Probleme möglich, die sehr gut verstanden sind :-(

... in unserem Fall:



... in unserem Fall:

0 | [1-9][0-9]*



Spezifikation von Token-Klassen: Reguläre Ausdrücke;

Generierte Implementierung: Endliche Automaten + X :-)