3.2 Instruktionen

Problem:

- unregelmäßige Instruktionssätze ...
- mehrere Adressierungsarten, die evt. mit arithmetischen Operationen kombiniert werden können;
- Register für unterschiedliche Verwendungen ...

Beispiel: Motorola MC68000

Dieser einfachste Prozessor der 680x0-Reihe besitzt

- 8 Daten- und 8 Adressregister;
- eine Vielzahl von Adressierungsarten ...

Notation	Beschreibung	Semantik
D_n	Datenregister direkt	D_n
A_n	Adressregister direkt	A_n
(A_n)	Adressregister indirekt	$M[A_n]$
$d(A_n)$	Adressregister indirekt mit Displacement	$M[A_n + d]$
$d(A_n, D_m)$	Adressregister indirekt mit Index und Displacement	$M[A_n + D_m + d]$
x	Absolut kurz	$M[x]$
x	Absolut lang	$M[x]$
$\#x$	Unmittelbar	x

- Der MC68000 ist eine 2-Adress-Maschine, d.h. ein Befehl darf maximal 2 Adressierungen enthalten. Die Instruktion:

  $$\texttt{add} \quad D_1 \quad D_2$$

  addiert die Inhalte von D_1 und D_2 und speichert das Ergebnis nach und D_2 :-)

- Die meisten Befehle lassen sich auf Bytes, Wörter (2 Bytes) oder Doppelwörter (4 Bytes) anwenden.

  Das unterscheiden wir durch Anhängen von .B, .W, .D (Default: .W)

- Die Ausführungszeit eines Befehls ergibt sich (i.a.) aus den Kosten der Operation plus den Kosten für die Adressierung der Operanden ...

	Adressierungsart	Byte / Wort	Doppelwort
D_n	Datenregister direkt	0	0
A_n	Adressregister direkt	0	0
(A_n)	Adressregister indirekt	4	8
$d(A_n)$	Adressregister indirekt mit Displacement	8	12
$d(A_n, D_m)$	Adressregister indirekt mit Index und Displacement	10	14
x	Absolut kurz	8	12
x	Absolut lang	12	16
$\#x$	Unmittelbar	4	8

Beispiel:

Die Instruktion: move.B $8(A_1, D_1.\mathrm{W}), D_5$

benötigt: $4 + 10 + 0 = 14$ Zyklen

Alternativ könnten wir erzeugen:

adda	$\#8, A_1$	Kosten:	$8 + 8 + 0 = 16$
adda	$D_1.\mathrm{W}, A_1$	Kosten:	$8 + 0 + 0 = 8$
move.B	$(A_1), D_5$	Kosten:	$4 + 4 + 0 = 8$

mit Gesamtkosten 32 oder:

adda	$D_1.\mathrm{W}, A_1$	Kosten:	$8 + 0 + 0 = 8$
move.B	$8(A_1), D_5$	Kosten:	$4 + 8 + 0 = 12$

mit Gesamtkosten 20 :-)

Achtung:

- Die verschieden Code-Sequenzen sind im Hinblick auf den Speicher und das Ergebnis äquivalent !
- Sie unterscheiden sich im Hinblick auf den Wert des Registers A_1 sowie die gesetzten Bedingungs-Codes !!
- Ein schlauer Instruktions-Selektor muss solche Randbedingungen berücksichtigen :-)

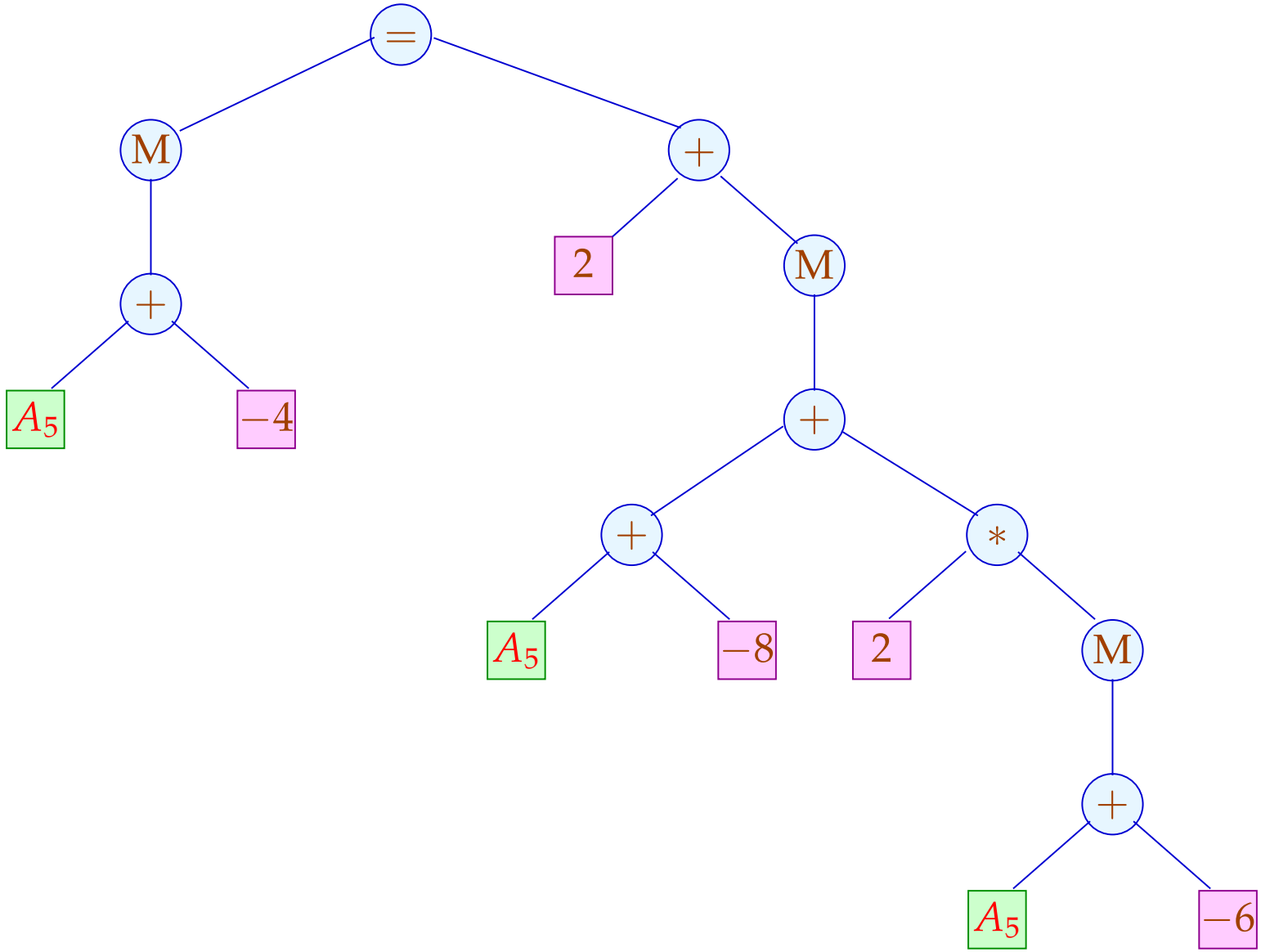
Etwas größeres Beispiel:

$$\text{int } b,\ i,\ a[100];$$
$$b = 2 + a[i];$$

Nehmen wir an, die Variablen werden relativ zu einem Framepointer A_5 mit den Adressen $-4, -6, -8$ adressiert. Dann entspricht der Zuweisung das Stück Zwischen-Code:

$$M[A_5 - 4] = 2 + M[A_5 - 8 + 2 \cdot M[A_5 - 6]];$$

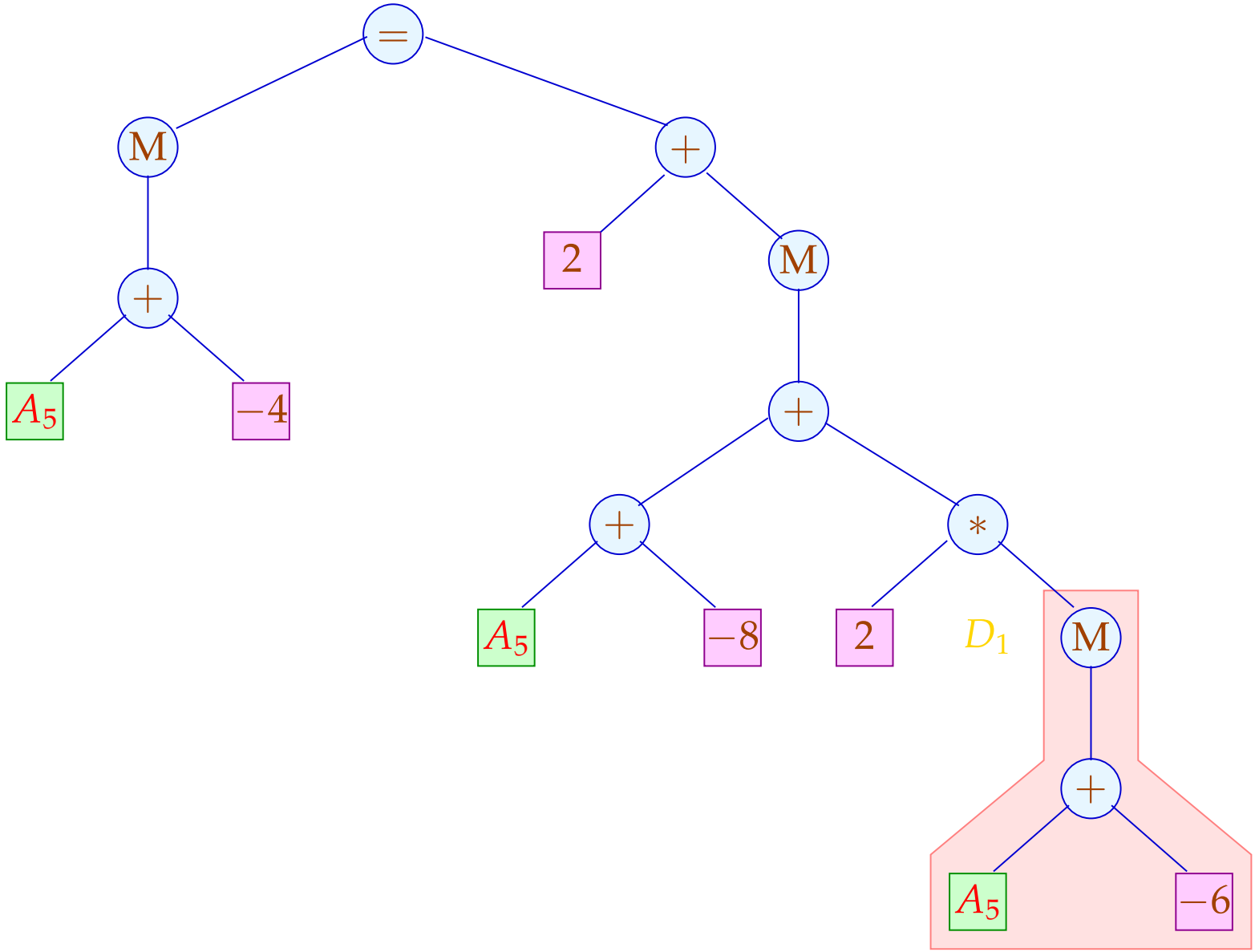
Das entspricht dem Syntaxbaum:

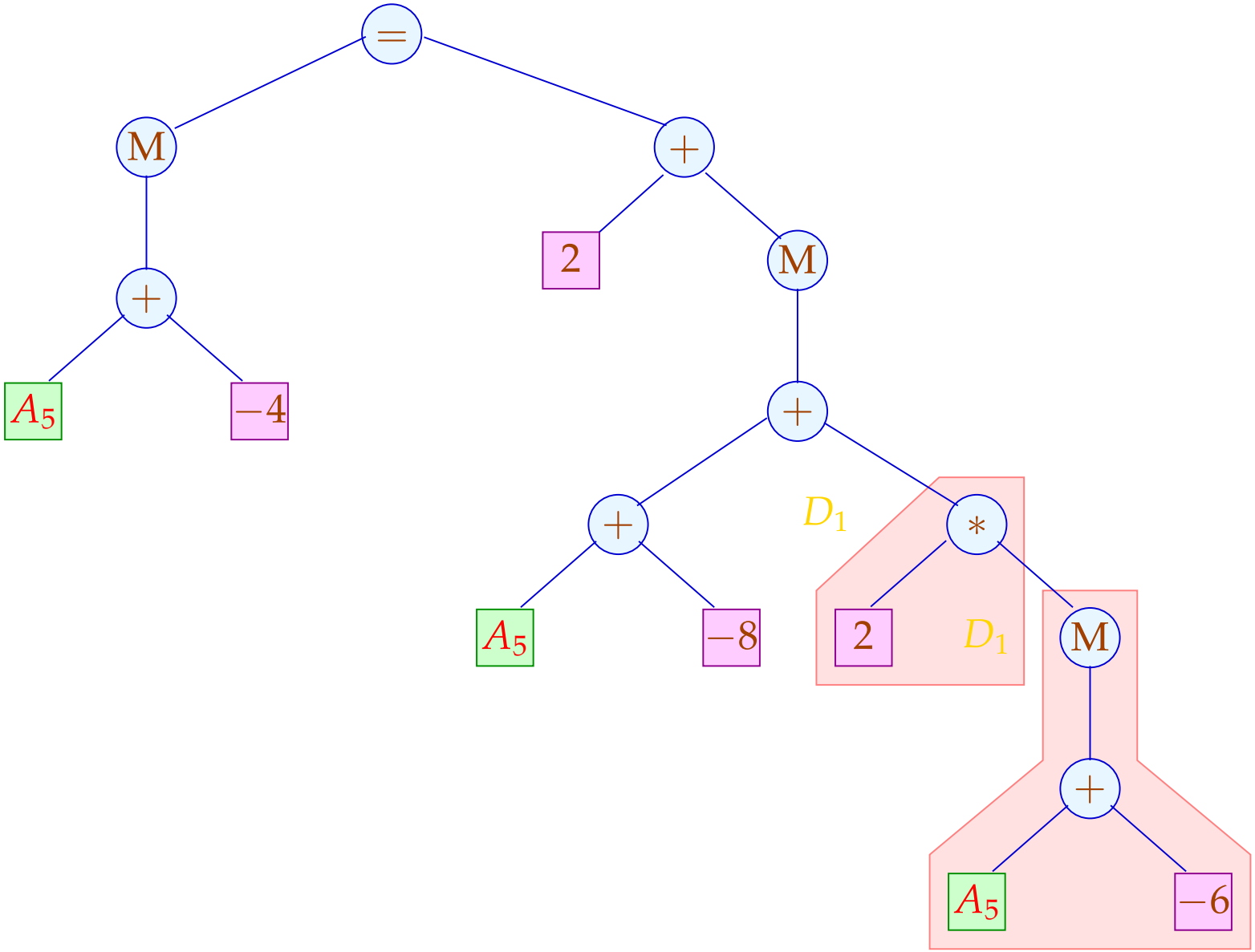

=
M
+
2
M
+
A_5
-4
+
+
*
A_5
-8
2
M
+
A_5
-6

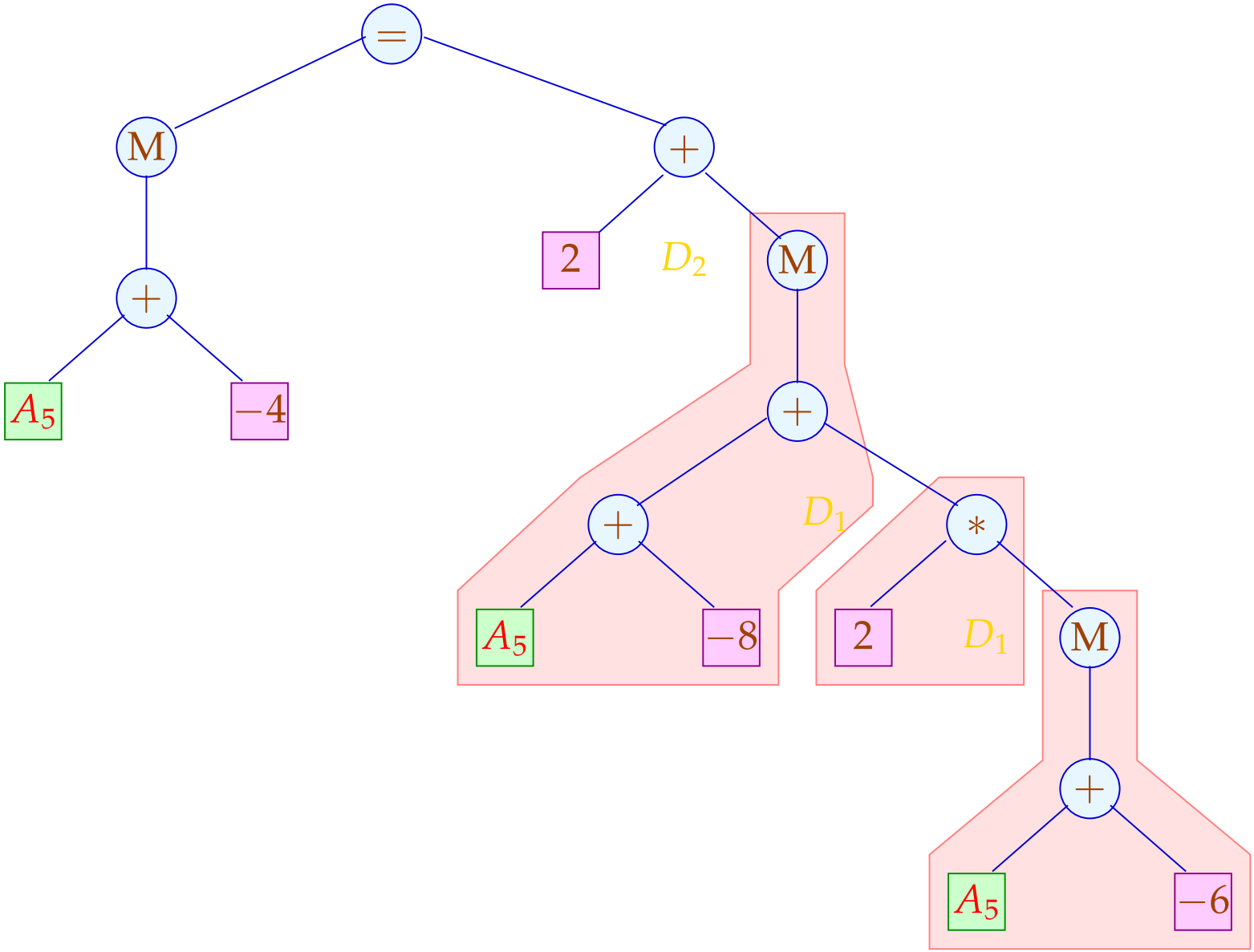
Eine mögliche Code-Sequenz:

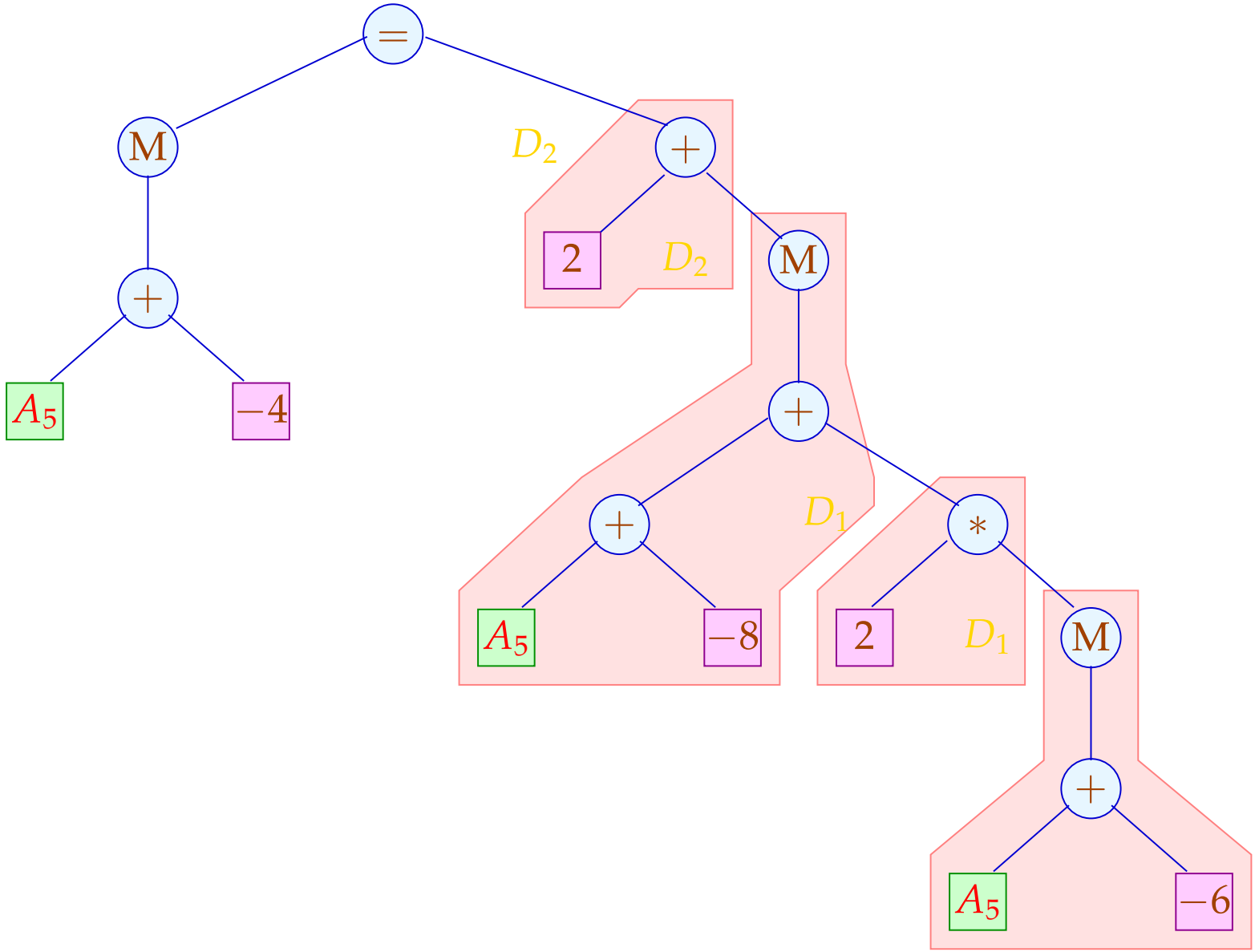
move	$-6(A_5),\ D_1$	Kosten:	12
add	$D_1,\ D_1$	Kosten:	4
move	$-8(A_5, D_1),\ D_2$	Kosten:	14
addq	$\#2,\ D_2$	Kosten:	4
move	$D_2,\ -4(A_5)$	Kosten:	12

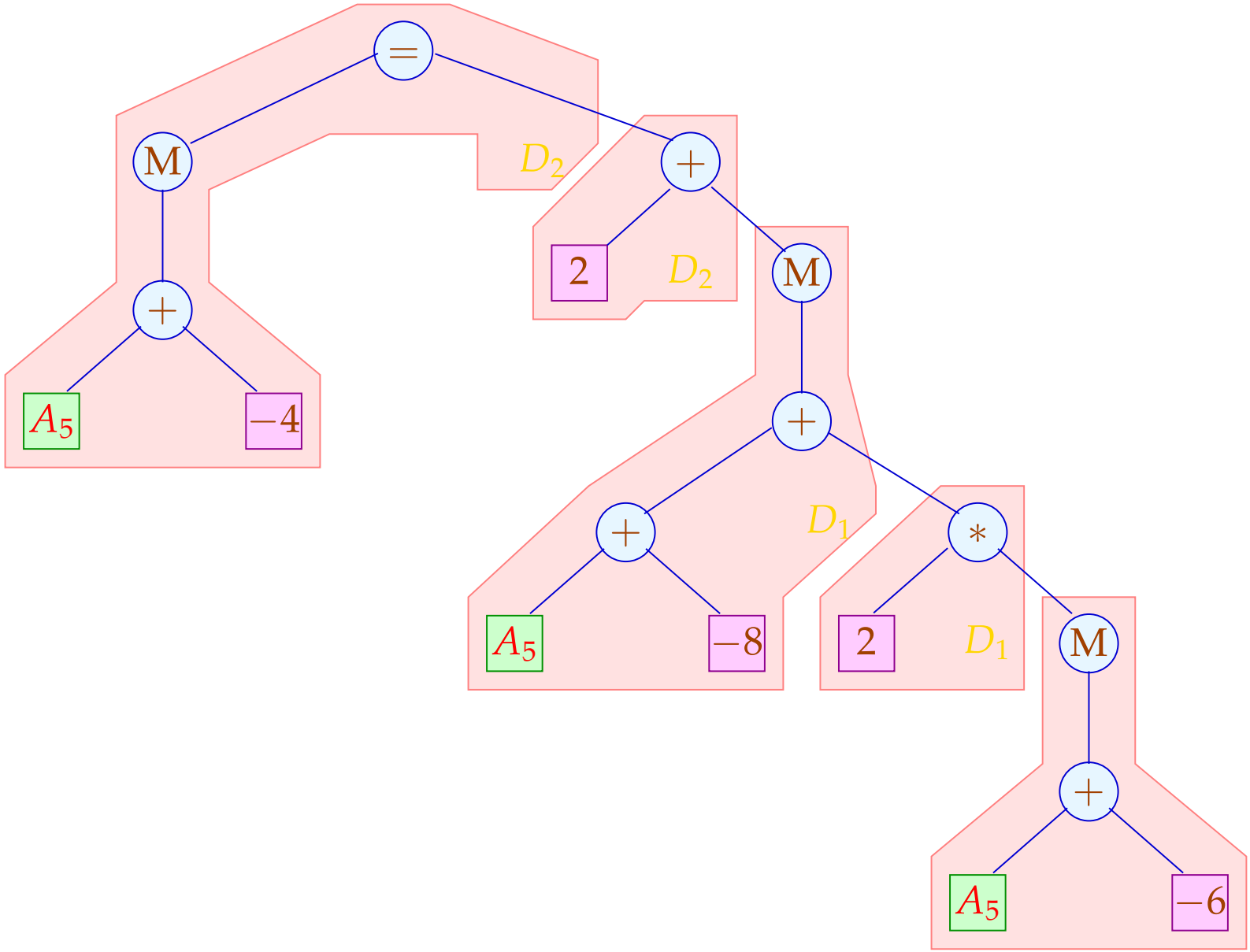
Gesamtkosten : 46


=
M
+
2
M
+
A_5
-4
+
+
*
A_5
-8
2
D_1
M
+
A_5
-6


=
M
+
2
M
+
A_5
-4
+
+
D_1
*
A_5
-8
2
D_1
M
+
A_5
-6


=
M
+
2
D_2
M
+
A_5
-4
+
D_1
+
*
A_5
-8
2
D_1
M
+
A_5
-6


=
M
+
A_5
-4
D_2
+
2
D_2
M
+
+
D_1
A_5
-8
*
2
D_1
M
+
A_5
-6


=
M
+
A_5
-4
D_2
+
2
D_2
M
+
+
A_5
-8
D_1
*
2
D_1
M
+
A_5
-6

Eine alternative Code-Sequenz:

move.L	$A_5,\ A_1$	Kosten:	4
adda.L	$\#{-6},\ A_1$	Kosten:	12
move	$(A_1),\ D_1$	Kosten:	8
mulu	$\#2,\ D_1$	Kosten:	44
move.L	$A_5,\ A_2$	Kosten:	4
adda.L	$\#{-8},\ A_2$	Kosten:	12
adda.L	$D_1,\ A_2$	Kosten:	8
move	$(A_2),\ D_2$	Kosten:	8
addq	$\#2,\ D_2$	Kosten:	4
move.L	$A_5,\ A_3$	Kosten:	4
adda.L	$\#{-4},\ A_3$	Kosten:	12
move	$D_2,\ (A_3)$	Kosten:	8

Gesamtkosten : 124

Diskussion:

→ Die Folge ohne komplexe Adressierungsarten ist erheblich teurer :-(

→ Sie benötigt auch mehr Hilfsregister :-(

→ Die beiden Folgen sind nur äquivalent im Hinblick auf den Speicher — die Register haben anschließend verschiedene Inhalte ...

→ Eine korrekte Folge von Instruktionen kann als eine Pflasterung des Syntaxbaums aufgefasst werden !!!

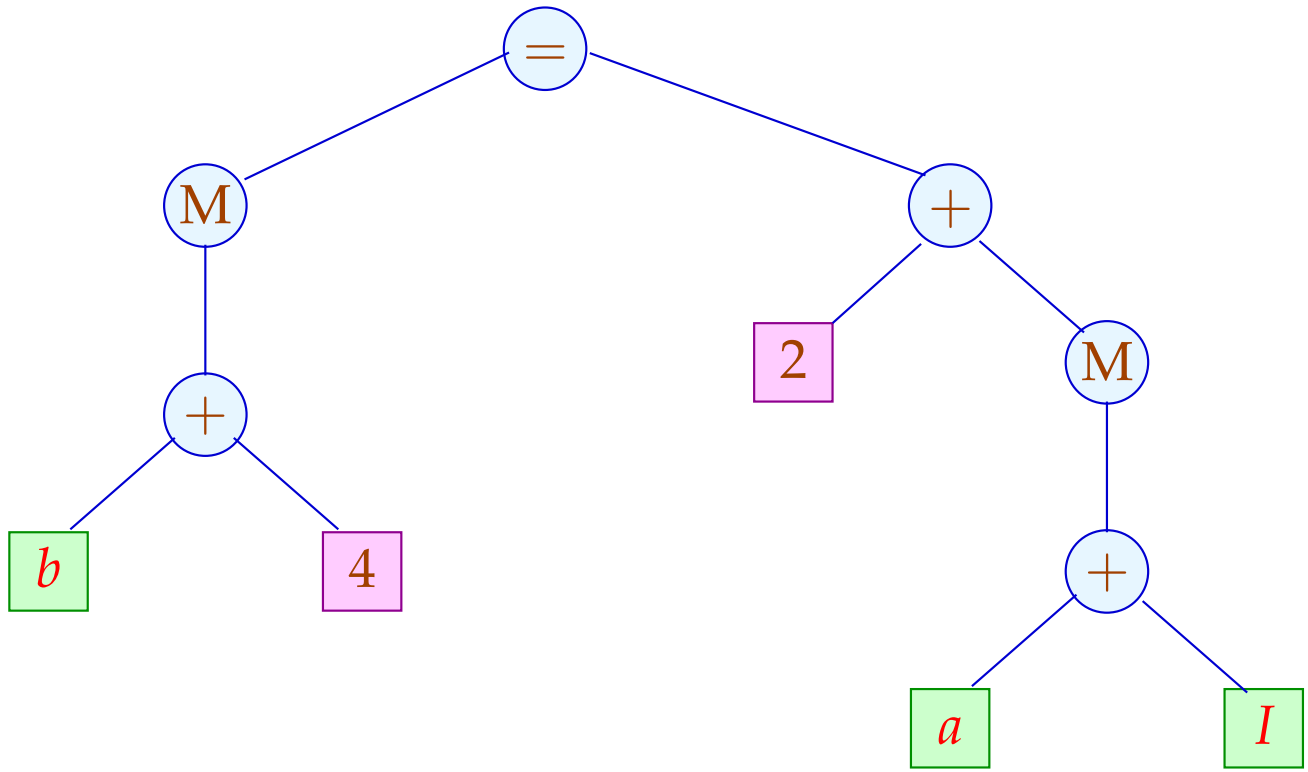
Genereller Ansatz:

- Wir betrachten Basis-Blöcke vor der Registerverteilung:

$$
\begin{aligned}
A &= a + I; \\
D_1 &= M[A]; \\
D_2 &= D_1 + 2; \\
B &= b + 4; \\
M[B] &= D_2
\end{aligned}
$$

- Wir fassen diese als Folge von Bäumen auf. Wurzeln:
  - Werte, die mehrmals verwendet werden;
  - Variablen, die am Ende des Blocks lebendig sind;
  - Stores.

... im Beispiel:



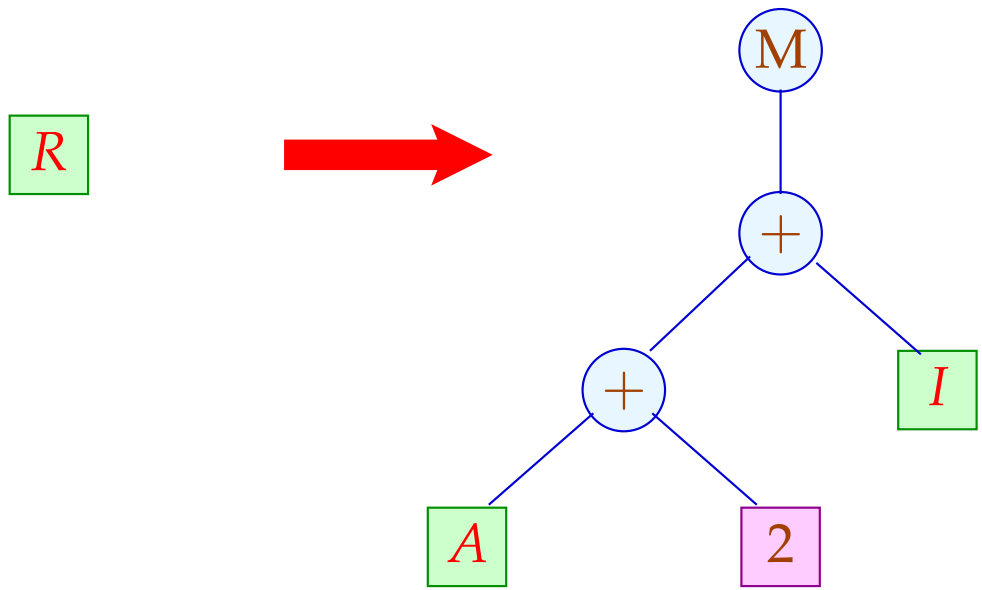
Die Hilfsvariablen A, B, D_1, D_2 sind vorerst verschwunden :-)

Idee:

Beschreibe den Effekt einer Instruktion als Ersetzungsregel auf Bäumen:

Die Instruktion: $R = M[A + 2 + D];$

entspricht zum Beispiel:

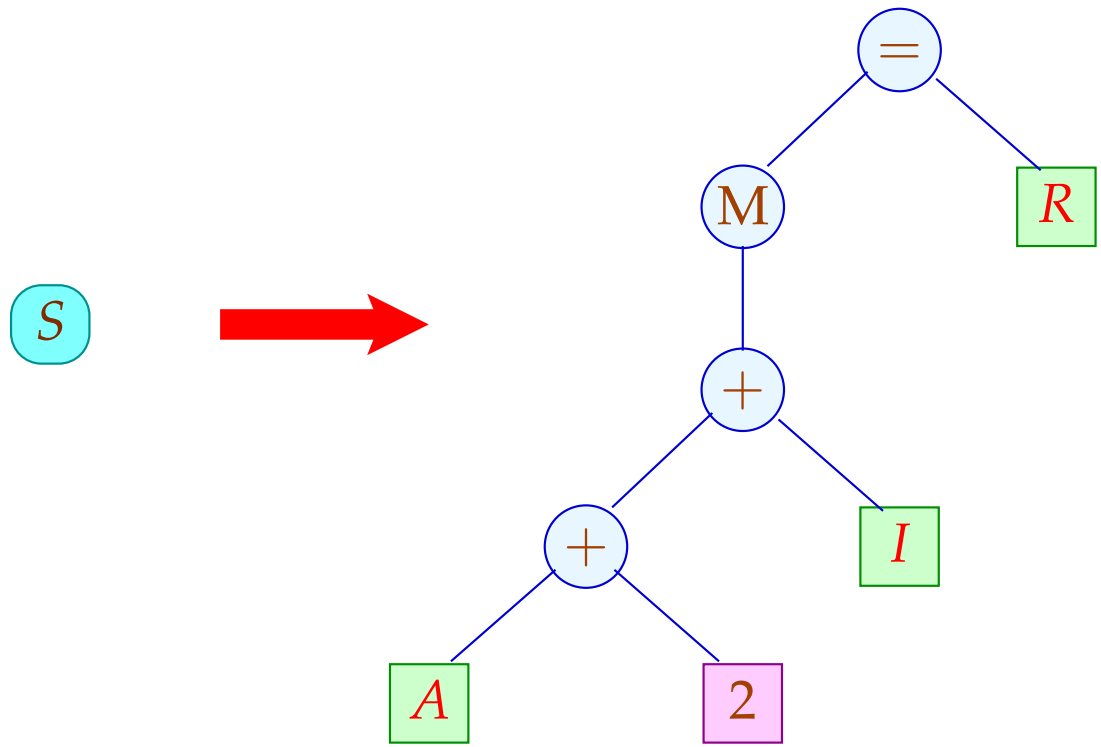


linke Seite	Ergebnisregister(klasse)
rechte Seite	berechneter Wert für Ergebnisregister
innere Knoten	• Load M • Arithmetik
Blätter	• Argumentregister(klassen) • Konstanten(klasse)

Die Grundidee erweitern wir (evt.) um eine Store-Operation.

Für die Instruktion: $M[A + 2 + D] = R;$

erlauben wir uns:



Die linke Seite S kommt nicht in rechten Seiten vor :-)

Spezifikation des Instruktionssatzes:

(1)	verfügbare Registerklassen	//	Nichtterminale
(2)	Operatoren und Konstantenklassen	//	Terminale
(3)	Instruktionen	//	Regeln

$\Longrightarrow$ reguläre Baumgrammatik

Triviales Beispiel:

Loads :	Comps :	Moves :
$D \rightarrow M[A]$	$D \rightarrow c$	$D \rightarrow A$
$D \rightarrow M[A+A]$	$D \rightarrow D+D$	$A \rightarrow D$

- Registerklassen D (Data) und A (Address).
- Arithmetik wird nur für Daten unterstützt ...
- Laden nur für Adressen :-)
- Zwischen Daten- und Adressregistern gibt es Moves.

Target: $M[A + c]$

Aufgabe:

Finde Folge von Regelanwendungen, die das Target aus einem Nichtterminal erzeugt ...

Target: $M[A + c]$

Aufgabe:

Finde Folge von Regelanwendungen, die das Target aus einem Nichtterminal erzeugt ...

Target: $M[A + c]$

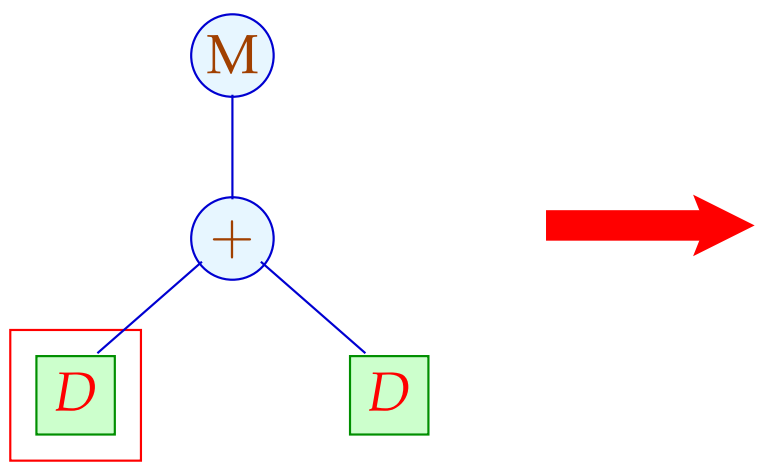
Aufgabe:

Finde Folge von Regelanwendungen, die das Target aus einem Nichtterminal erzeugt ...

Target: $M[A + c]$

Aufgabe:

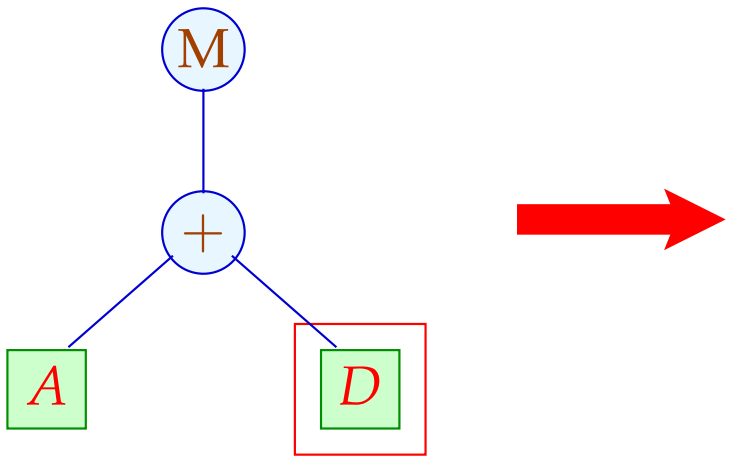
Finde Folge von Regelanwendungen, die das Target aus einem Nichtterminal erzeugt ...



Target: $M[A + c]$

Aufgabe:

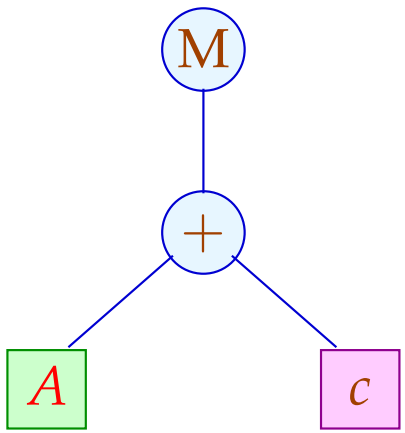
Finde Folge von Regelanwendungen, die das Target aus einem Nichtterminal erzeugt ...



Target: $M[A + c]$

Aufgabe:

Finde Folge von Regelanwendungen, die das Target aus einem Nichtterminal erzeugt ...



Die umgekehrte Folge der Regelanwendungen liefert eine geeignete Instruktionsfolge :-)

Verschiedene Ableitungen liefern verschiedene Folgen ...

Problem:

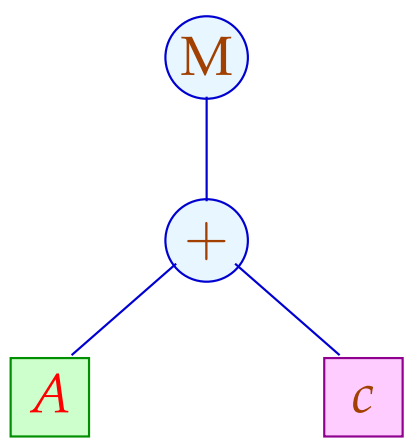
→ Wie durchsuchen wir systematisch die Menge aller Ableitungen ?

→ Wie finden wir die beste ??

Beobachtung:

- Nichtterminale stehen stets an den Blättern.
- Statt eine Ableitung für das Target topdown zu raten, sammeln wir sämtliche Möglichkeiten bottom-up auf

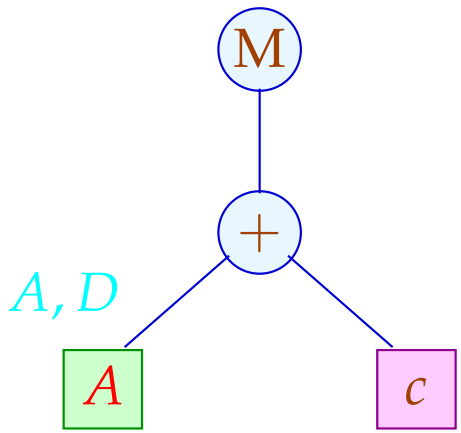
  $\Longrightarrow$ Tree parsing
- Dazu lesen wir die Regeln von rechts nach links ...



Beobachtung:

- Nichtterminale stehen stets an den Blättern.
- Statt eine Ableitung für das Target topdown zu raten, sammeln wir sämtliche Möglichkeiten bottom-up auf

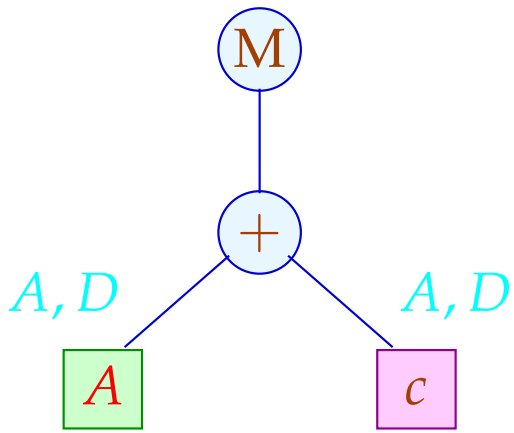
  $\Longrightarrow$ Tree parsing
- Dazu lesen wir die Regeln von rechts nach links ...



Beobachtung:

- Nichtterminale stehen stets an den Blättern.
- Statt eine Ableitung für das Target topdown zu raten, sammeln wir sämtliche Möglichkeiten bottom-up auf

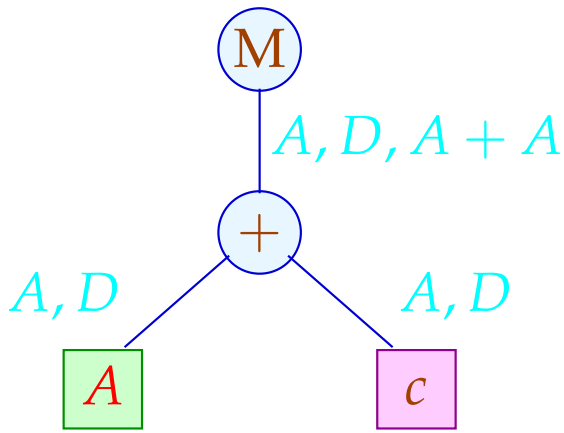
  $\Longrightarrow$ Tree parsing
- Dazu lesen wir die Regeln von rechts nach links ...



Beobachtung:

- Nichtterminale stehen stets an den Blättern.
- Statt eine Ableitung für das Target topdown zu raten, sammeln wir sämtliche Möglichkeiten bottom-up auf

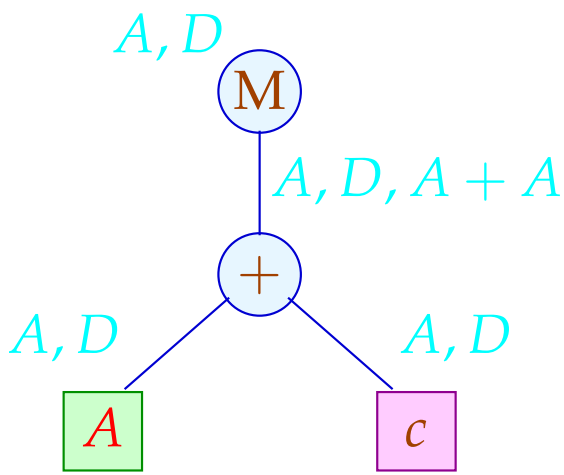
  $\Longrightarrow$ Tree parsing
- Dazu lesen wir die Regeln von rechts nach links ...



Beobachtung:

- Nichtterminale stehen stets an den Blättern.
- Statt eine Ableitung für das Target topdown zu raten, sammeln wir sämtliche Möglichkeiten bottom-up auf

  $\Longrightarrow$ Tree parsing
- Dazu lesen wir die Regeln von rechts nach links ...



Für jeden Teilbaum t des Targets sammeln wir die Menge

$$Q(t) \subseteq \{S\} \cup \mathsf{Reg} \cup \mathsf{Term}$$

Reg die Menge der Registerklassen,
Term die Menge der Teilbäume rechter Seiten — auf mit:

$$Q(t) = \{s \mid s \Rightarrow^* t\}$$

Diese ergeben sich zu:

$$\begin{array}{lcl}
Q(R) & = & \mathsf{Move}\,\{R\} \\
Q(c) & = & \mathsf{Move}\,\{c\} \\
Q(a(t_1,\ldots,t_k)) & = & \mathsf{Move}\,\{s = a(s_1,\ldots,s_k) \in \mathsf{Term} \mid s_i \in Q(t_i)\} \\
 & & \qquad // \quad \text{normalerweise} \quad k \leq 2 \quad \text{:-)}
\end{array}$$

Die Hilfsfunktion Move bildet den Abschluss unter Regelanwendungen:

$$\begin{array}{lll} \mathsf{Move}\,(L) & \supseteq & L \\ \mathsf{Move}\,(L) & \supseteq & \{R \in \mathsf{Reg} \mid \exists\, s \in L : \quad R \to s\} \end{array}$$

Die kleinste Lösung dieses Constraint-Systems lässt sich aus der Grammatik in linearer Zeit berechnen :-)

// Im Beispiel haben wir in $Q(t)$ auf s verzichtet,
// falls s kein echter Teilterm einer rechten Seite ist :-)

Auswahlkriterien:

- Länge des Codes;
- Laufzeit der Ausführung;
- Parallelisierbarkeit;
- ...

Achtung:

Die Laufzeit von Instruktionen kann vom Kontext abhängen !!?

Vereinfachung:

Jede Instruktion r habe Kosten $c[r]$.

Die Kosten einer Instruktionsfolge sind additiv:

$$c[r_1 \ldots r_k] \;=\; c[r_1] + \ldots + c[r_k]$$

	c	Instruktion
0	3	$D \rightarrow M[A+A]$
1	2	$D \rightarrow M[A]$
2	1	$D \rightarrow D+D$
3	1	$D \rightarrow c$
4	1	$D \rightarrow A$
5	1	$A \rightarrow D$

Aufgabe:

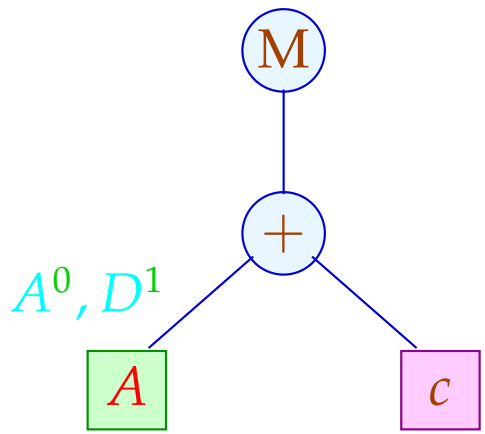
Wähle eine Instruktionsfolge mit minimalen Kosten !

Idee:

Sammle Ableitungen bottom-up auf unter

* Kostenkalkulation und
* Auswahl.

... im Beispiel:

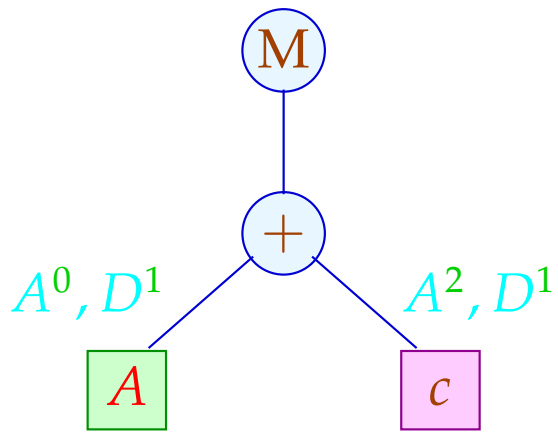


Idee:

Sammle Ableitungen bottom-up auf unter

* Kostenkalkulation und
* Auswahl.

... im Beispiel:

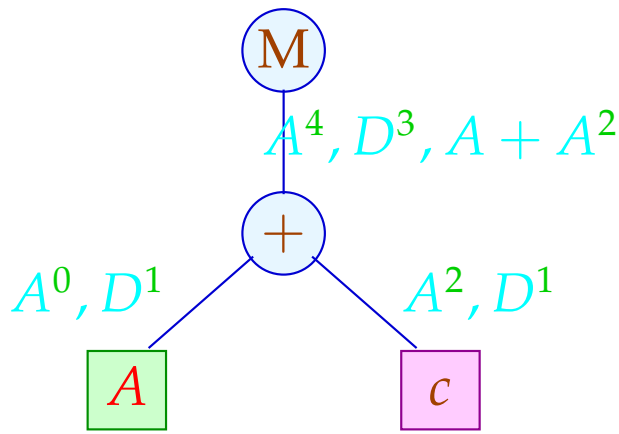


Idee:

Sammle Ableitungen bottom-up auf unter

* Kostenkalkulation und
* Auswahl.

... im Beispiel:

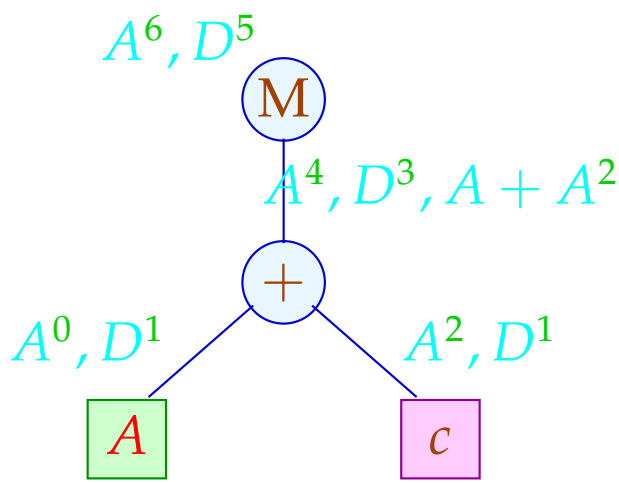


Idee:

Sammle Ableitungen bottom-up auf unter

* Kostenkalkulation und
* Auswahl.

... im Beispiel:

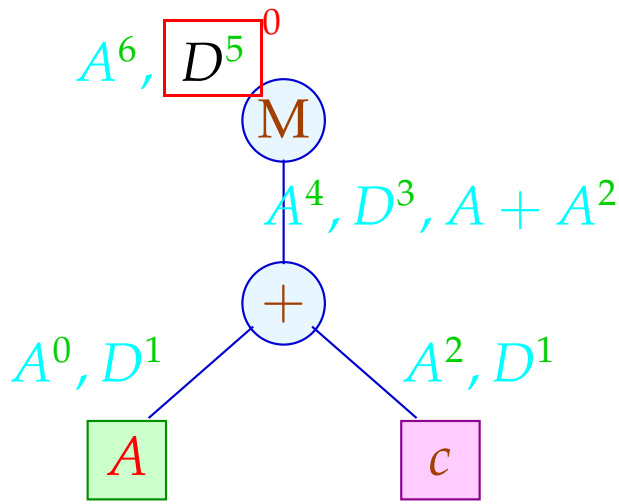


Idee:

Sammle Ableitungen bottom-up auf unter

* Kostenkalkulation und
* Auswahl.

... im Beispiel:

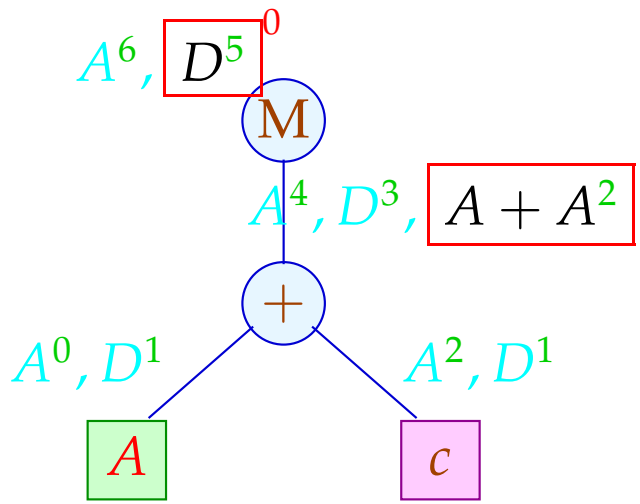


Idee:

Sammle Ableitungen bottom-up auf unter

* Kostenkalkulation und
* Auswahl.

... im Beispiel:

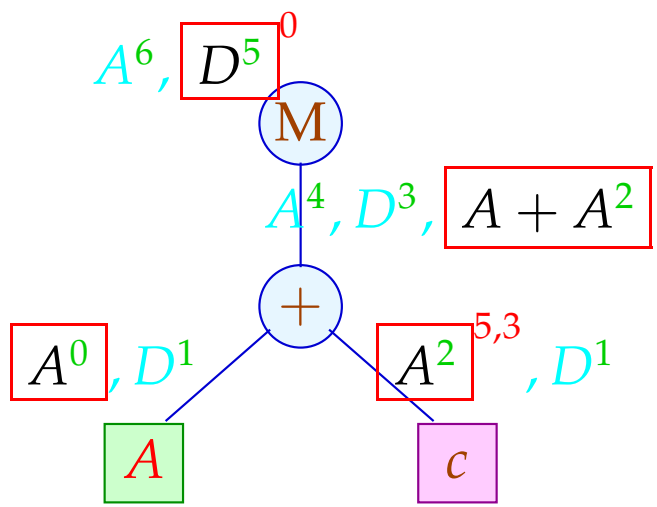


Idee:

Sammle Ableitungen bottom-up auf unter

* Kostenkalkulation und
* Auswahl.

... im Beispiel:



Kostenkalkulation:

$$
\begin{array}{lcll}
c_t[s] & = & c_{t_1}[s_1] + \ldots + c_{t_k}[s_k] & \text{falls} \quad s = a(s_1, \ldots, s_k), t = a(t_1, \ldots, t_k) \\
c_t[R] & = & \bigsqcap\{c[R,s] + c_t[s] \mid s \in Q(t)\} & \text{wobei}
\end{array}
$$

$$
\begin{array}{lcll}
c[R,s] & \leq & c[r] & \text{falls} \quad r : \; R \rightarrow s \\
c[R,s] & \leq & c[r] + c[R',s] & \text{falls} \quad r : \; R \rightarrow R'
\end{array}
$$

Das Constraint-System für $c[R,s]$ kann in Zeit $\mathcal{O}(n \cdot \log n)$ gelöst werden — falls n die Anzahl der Paare R, s ist :-)

Für jedes R, s liefert die Fixpunkt-Berechnung eine Folge:

$$\pi[R,s] \; : \; R \Rightarrow R_1 \Rightarrow \ldots \Rightarrow R_k \Rightarrow s$$

deren Kosten gerade $c[R,s]$ ist :-)

Mithilfe der $\pi[R, s]$ lässt sich eine billigste Ableitung topdown rekonstruieren :-)

Im Beispiel:

$$\begin{aligned} D_2 &= c; \\ A_2 &= D_2; \\ D_1 &= M[A_1 + A_2]; \end{aligned}$$

mit Kosten 5 . Die Alternative:

$$\begin{aligned} D_2 &= c; \\ D_3 &= A_1; \\ D_4 &= D_3 + D_2; \\ A_2 &= D_4; \\ D_1 &= M[A_2]; \end{aligned}$$

hätte Kosten 7 :-)