FACULTEIT INGENIEURSWETENSCHAPPEN EN ARCHITECTUUR

Compilers

Bert De Saffel

Master in de Industri Wetenschappen: Informatica Academiejaar 20182019

Gecompileerd op 8 maart 2019

UNIVERSITEIT GENT

Inhoudsopgave

Deel I

Theorie

Hoofdstuk 1

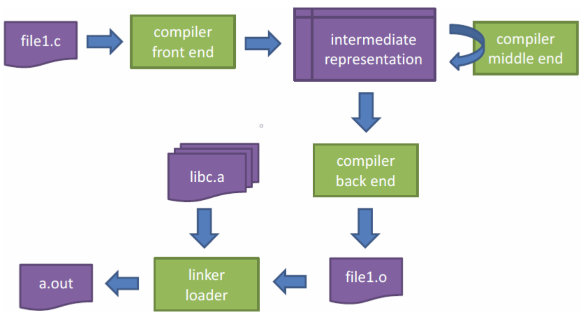
Inleiding

1.1 Compilers

Voorbeelden van functies die een statische compiler moet bevatten:

- Broncode omzetten in uitvoerbare fouten:
  - met dezelfde semantiek
  - zo snel mogelijk
  - en/of zo compact, debugbaar, portable, veilig, ... mogelijk
  - en linkbaar.
- Syntaxfouten moeten herkent worden.

1.2 Basiswerking compilers



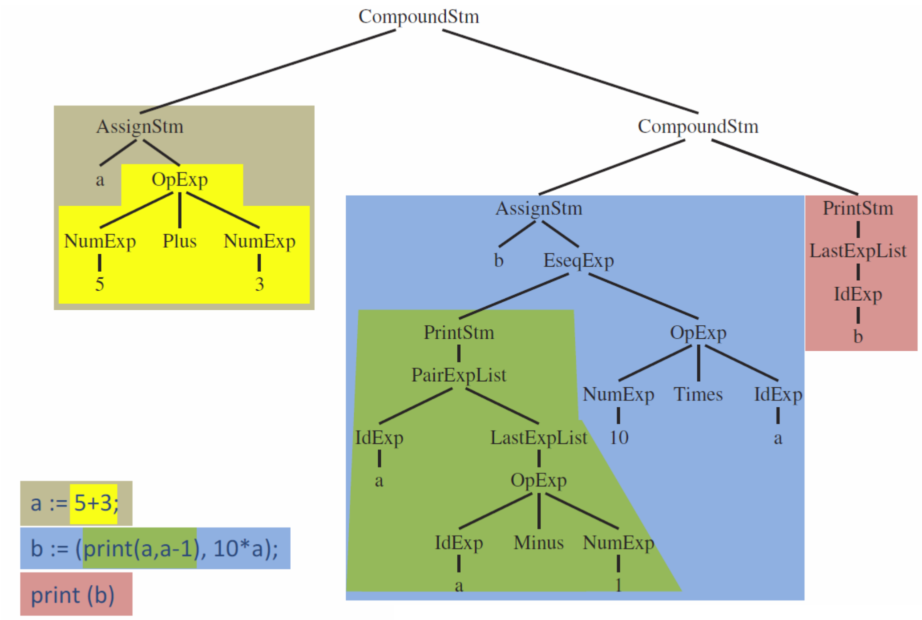
Figuur 1.1: De basiswerking van een compiler.

Op figuur 1.1 is de vereenvoudigde basiswerking van een compiler te zien. Een **C** bestand wordt eerst door de compiler front end gestuurd, die het bestand zal omvormen tot een intermediaire representatie. Deze representatie wordt dan door de compiler back end gestuurd om zo assembly of objectcode te genereren. De linker loader zal deze objectcode samenvoegen met eventuele andere libraries om zo een uitvoerbaar programma te hebben.

> **Q:** Waarom wordt de front end en back end opgesplitst?
> **A:** Op die manier is de compiler modulair: Enerzijds moet bij een andere programmeertaal enkel de front end aangepast worden en anderzijds moet bij het wijzigen van de architectuur (de onderliggende processor) enkel de back end aangepast worden.

1.3 Abstract Syntax Tree

De eerste stap van elke compiler is het omvormen van de broncode naar een **Abstract Syntax Tree (AST)**. Veronderstel volgende code, en de daarbijhorende AST die te zien zijn op figuur 1.2. Elke knoop van een AST stelt een bepaalde geldige operatie voor, die onafhankelijk is van de gekozen programmeertaal.



Figuur 1.2: De boomvoorstelling van een eenvoudig, lusloos programma. De gekleurde deelbomen komen overeen met de gekleurde segmenten in de code zelf. Als toekenningsoperator wordt er gekozen voor := dat vanaf nu als één geheel moet beschouwd worden.

1.3.1 Contextvrije grammatica's

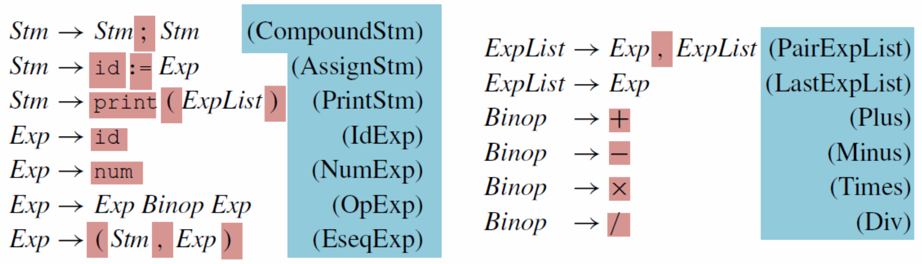
Om een AST op te stellen moet de notie van tokens ingevoerd worden. Een token is eenvoudig gezien een bepaald symbool dat een betekenis heeft. De tokens van de code uit figuur 1.2 zijn te zien in tabel 1.1 Uit de theorie van de generatieve grammatica's weten we dat er zowel terminale als niet-terminale tokens bestaan:

- **Terminale tokens** zijn symbolen die een blad voorstellen in de AST. Deze tokens hebben als eigenschap dat ze geen verdere tokens kunnen genereren en vormen dan ook het alfabet van het programma.
- **Niet-terminale tokens**, kortweg niet-terminalen genoemd, zijn de regels die de taal definiëren en zijn de niet-bladeren van de AST. Niet-terminalen hebben als eigenschap dat ze letters van het alfabet kunnen genereren.

symbolen(ascii)	token	waarde
a	id	string a
:=	:=	
5	num	integer 5
+	+	
3	num	integer 3
;	;	
b	id	string b
(	(	
print	print	
-	-	
*	*	
	whitespace	

Tabel 1.1: De tokens die voorkomen uit het programma van figuur 1.2

Op figuur 1.3 zijn een aantal terminalen en niet-terminalen te zien. De niet-terminale token *CompoundStm* bestaat bijvoorbeeld uit twee *Stm* tokens, gescheiden door een punt komma. Deze twee *Stm* tokens kunnen in deze vereenvoudigde programmeertaal enkel een *AssignStm* of *PrintStm* zijn. Bij *AssignStm* wordt er een terminale token verwacht in de vorm van een variabele identifier, gevolgd door de toekenningsoperator en een *Exp* token. Enkel deze *Exp* kan nog vier vormen aanneemen: *IdExp*, *NumExp*, enz... Dit wordt uitgewerkt voor de eerste toekenningsoperatie uit figuur 1.2 en



Figuur 1.3: De rood omkaderde symbolen zijn terminalen terwijl de blauw omkaderde niet-terminalen zijn.

is te zien op figuur 1.4.

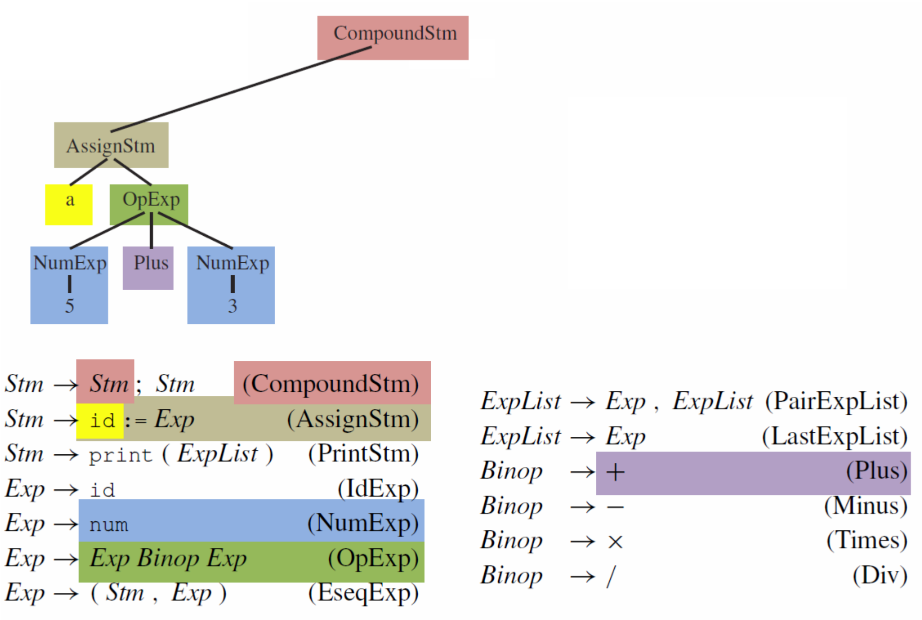
1.3.2 Opbouw AST

Een AST kan nu **bottom-up** opgemaakt worden door volgende procedure uit te voeren:

1. Voor elke mogelijke knoop moet er een struct gemaakt worden zoals bijvoorbeeld:

   `A_stm_` `A_exp_` `A_expList_`

2. Elke struct moet bestaan uit
   - een enum voor het precieze token te bepalen,
   - een union voor de verschillende combinaties van tokens in het rechter lid en,
   - pointers naar kindknopen.



Figuur 1.4: Illustratie van contextvrije grammatica op de eerste toekenningsoperatie uit figuur 1.2.

Dit wordt geïllustreerd in code **??**. [caption=Voorbeeld van een struct voor een AST.,label=lst:vb$_struct_AST, capti$
$b]typedef char*string; typedef struct A_stm_* A_stm; typedef struct A_exp_* A_exp; typedef struct A_expList_* A_expList;$

struct A$_stm_{enum A_compoundStm, A_assignStm, A_printStm kind; union struct A_stm stm1, stm2; compound; struct string id; A_exp exp; assign}$

3. In de constructor worden de knopen aangemaakt, zoals te zien in code **??**. [caption=Voorbeeld van een constructor voor een AST.,label=lst:vb$_constructor_AST, captionpos=b]A_stm A_CompoundStm(A_stm stm$
   Op deze manier zou de boom uit figuur 1.2 hardgecodeerd kunnen worden, wat natuurlijk geen goede manier is. Het is de taak van een lexer en parser om de constructie van een AST te automatiseren, die respectievelijk in hoofdstuk 2 en 3 behandelt worden.

1.3.3 Interpreter

Uit een AST kan een eenvoudige interpreter geschreven worden. Dit stuk is informatief, en wordt niet gevraagd op het examen.

- Door de boom postorder diepte-eerst te overlopen, wordt de boom in de juiste manier behandelt.
- Het bijhouden van de waarden van variabelen kan via een gelinkte lijst: typedef struct table * Table$_{;} struct table string id; int value; Table_tail;; Table_Table(string id; int value; Table_tail) Table_t = mallo$
- Stel nu dat dit de eerste drie regels van een programma zijn: a := 2; b := 3; a := 3;
- Voor de eerste toekenning bevat de gelinkte lijst slechts één knoop met als sleutel *a* en waarde *2*.
- Bij de tweede toekenning wordt de originele gelinkte lijst meegegeven via de variabele *tail*. Na deze constructor zal de gelinkte lijst twee knopen bevatten.
- Na deze constructor bevat de gelinkte lijst drie knopen. Merk op dat er twee knopen zijn met sleutel *a*, maar dat ze elk een verschillende waarde hebben. Aangezien een nieuwe knoop vooraan wordt toegevoegd, zal de interpreter enkel de meest recentste waarde opvragen.

Hoofdstuk 2

Lexicale Analyse

2.1 Lexicale tokens

- Herkennen van een reeks opeenvolgende karakters die een geheel vormen volgens de syntax van een programmeertaal, zoals o.a:
  - sleutelwoorden: int, float, for, new, ...
  - identifiers: foo, n14, variabelenaam
  - getallen: -37, 0x16L, 10.4, ...
  - operatoren: +, -, *, &, &&, ...
  - andere tokens: { } "; /* */ / ( ) [ ]
- Veronderstel volgende code: float match0(char * s) /* find a zero */ if(!strncmp(s, "0.0", 3)) return 0.; , dan worden volgende tokens gegenereerd, waarbij dat sommige tokens een attribuut hebben: `FLOAT ID(match0) LPAREN CHAR START ID(s) RPAREN LBRACE IF LPAREN BANG ID (strncmp) LPAREN ID(s) COMMA STRING(''0.0'') COMMA NUM(3) RPAREN RPAREN RETURN REAL(0.0) SEMI RBRACE EOF`

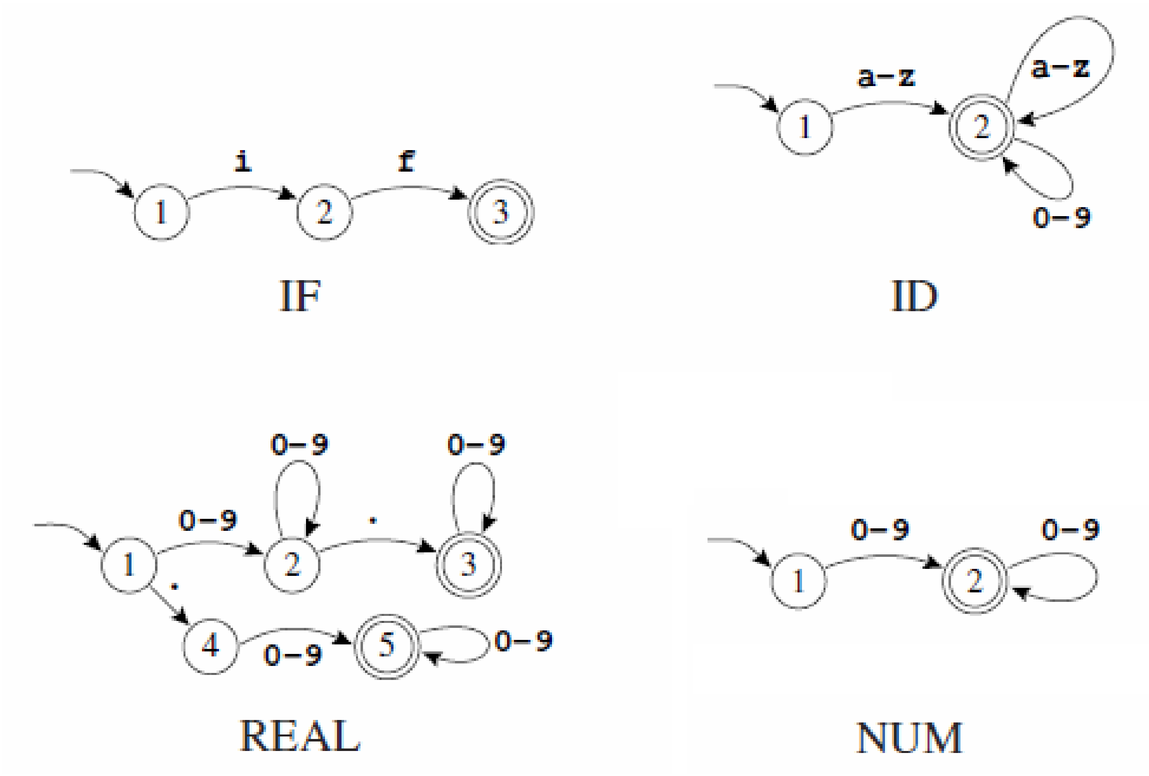
2.2 Eindige automaten

- Er wordt met reguliere expressie gewerkt om te omschrijven welke karaktersequentie met een bepaald token overeenstemmen:

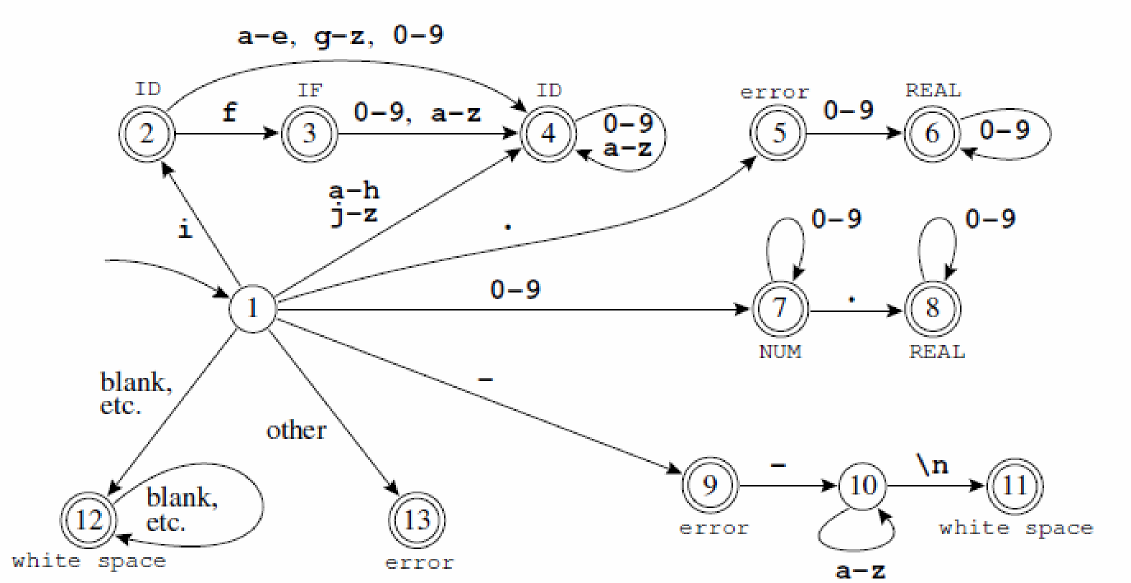
if	{return IF;}
$[a-z][a-z0-9]*$	{return ID;}
$[0-9]+$	{return NUM;}
$([0-9]+"."[0-9]*)\|([0-9]*"."[0-9]+)$	{return REAL;}

Tabel 2.1: Reguliere expressies voor een aantal tokens.

- Met behulp van de constructie van Thompson kan een **niet-deterministische automaat (NFA)** opgebouwd worden uit een reguliere expressie. Op figuur 2.1 zijn de eindige automaten te zien van de reguliere expressies uit tabel 2.1.
- Deze individuele automaten kunnen samengevoegd worden tot een gecombineerde automaat, te zien op figuur 2.2



Figuur 2.1: Eindige automaten voor lexicale tokens.



Figuur 2.2: Combinatie van eindige automaten.

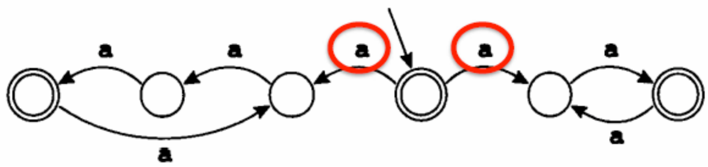
In dit geval is de gecombineerde automaat al een **deterministische eindige automaat (DFA)** aangezien elke mogelijke staat slechts één transitie heeft voor elke input. Het doel van lexicale analyse is om een DFA op te stellen zodat de tokens op een efficiënte manier kunnen bepaald worden. Een DFA wordt doorgaans geïmplementeerd als een transitietabel: int edges[][256] = /* ... 0 1 2 ... - ... e f g h i j ... */ /* state 0 */ ... 0 0 0 ... 0 ... 0 0 0 0 0 0 ..., /* state 1 */ ... 7 7 7 ... 9 ... 4 4 4 4 2 4 ..., /* state 2 */ ... 4 4 4 ... 0 ... 4 3 4 4 4 4 ..., /* state 3 */ ... 4 4 4 ... 0 ... 4 4 4 4 4 4 ..., /* state 4 */ ... 4 4 4 ... 0 ... 4 4 4 4 4 4 ..., /* state 5 */ ... 6 6 6 ... 0 ... 0 0 0 0 0 0 ..., /* state 6 */ ... 6 6 6 ... 0 ... 0 0 0 0 0 0 ..., /* state 7 */ ... 7 7 7 ... 0 ... 0 0 0 0 0 0 ..., /* state 8 */ ... 8 8 8 ... 0 ... 0 0 0 0 0 0 ..., /* ... */ ;

2.3 Opbouw deterministische eindige automaat

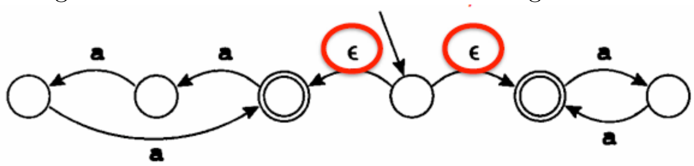
- We starten met een reguliere expressie, die een bepaald token voorstelt:

`(aaa)*|(aa)*`

- Zoals vermeld zal de constructie van Thompson een niet-deterministische automaat aanmaken van een bepaalde reguliere expressie. Er bestaat de kans dat deze automaat deterministisch is, maar dat is niet altijd zo. In het geval van bovenstaande reguliere expressie ziet de automaat er uit zoals op figuur 2.3 of figuur 2.4.



Figuur 2.3: Een niet-deterministische eindige automaat.



Figuur 2.4: Een niet-deterministische eindige automaat waarbij de eerste transitie kan gebeuren zonder een symbool te verwerken.

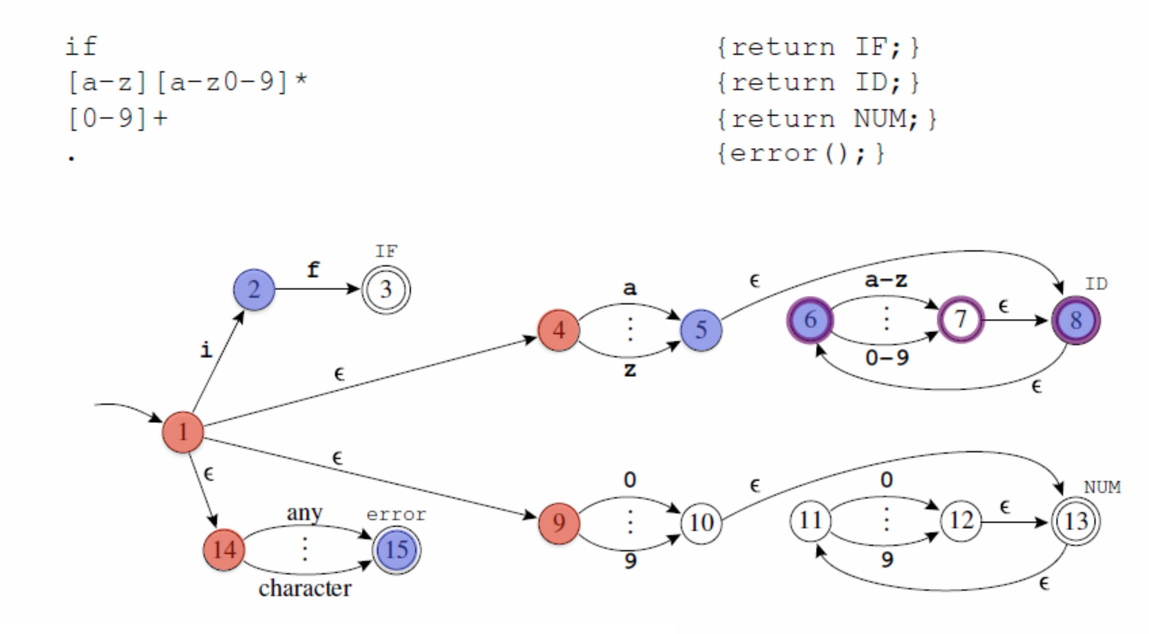
Welke richting moeten we nu uit bij `aaaaaaa` voor de eerste `a`? Bij een niet-deterministische automaat moeten we gokken welke de juiste zal zijn.

- Gelukkig kan ook een DFA opgebouwd worden uit een NFA via de deelverzamelingconstructie. Op die manier kan een DFA opgebouwd worden door (i) enkel de reguliere expressies handmatig te definiëren, (ii) algoritmisch deze reguliere expressies om te vormen tot een NFA, en (iii) algoritmisch deze NFA om te vormen tot een DFA.

- Veronderstel de reguliere expressies en de daarbijhorende NFA in figuur 2.5.

  Stel dat we nu de string *in* moeten checken:

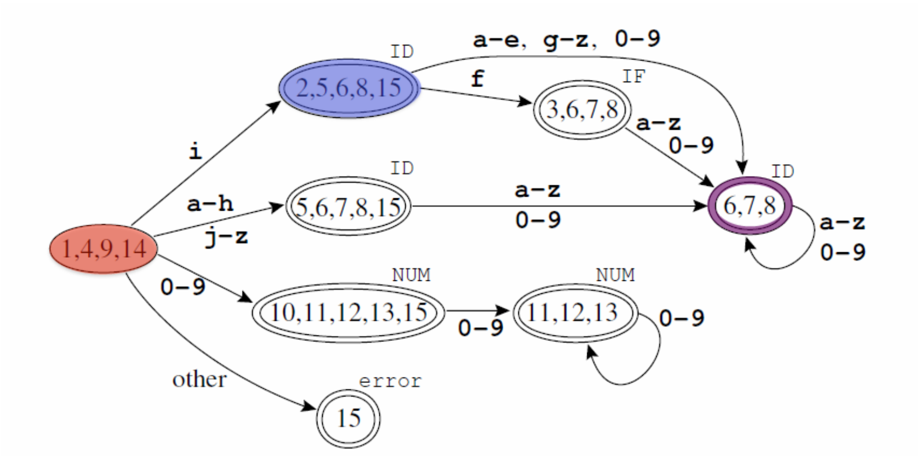
  1. Zonder teken op te eten kunnen we in 1 komen en in zijn ϵ-closure: $\{1, 4, 9, 14\}$.
  2. Vanuit $\{1, 4, 9, 14\}$ kunnen we voor i naar $\{2, 5, 6, 8, 15\}$.
  3. Vanuit $\{2, 5, 6, 8, 15\}$ kunnen we voor n naar $\{6, 7, 8\}$.



Figuur 2.5: Een aantal reguliere expressies en de daarbijhorende NFA.

4. Daarvan is 8 een aanvaardingstoestand voor `ID`.

Op die manier bekomen we de DFA uit figuur 2.6.



Figuur 2.6: De NFA uit figuur 2.5 geconverteerd naar een DFA.

2.3.1 Conversie NFA naar DFA

- Drie functies:
    1. **edge(s, c)** = alle NFA staten bereikbaar uit toestand s over pijlen met transitiesymbool c.

2. **closure(S)** = de kleinste verzameling T voor een subset S waarvoor geldt:

$$T = S \cup \left(\bigcup_{s \in T} \textbf{edge}(s, \epsilon) \right)$$

> **Q:** Waarom moet dit de kleinste verzameling zijn?
> **A:** De volledige verzameling van toestanden voldoet ook aan deze vergelijking, en dat is een triviaal geval.

Via iteratie kan T berekent worden: [escapeinside=(**)] (*$T \leftarrow S$*) (***repeat***) (*$T' \leftarrow T$*) (*$T \leftarrow T' \cup (\bigcup_{s \in T'} \textbf{edge}(s, \epsilon))$*) (***until*** T = T'*)

- Dit is een voorbeeld van een fixpoint algoritme. Dit wil zeggen dat uiteindelijk $f(x) = x$ geldig is. In het voorbeeld van de functie **closure(S)**, hier genoteerd als **F(x)**, is dit zeker waar:

$$\begin{aligned} F(\epsilon) &= S \\ F(S) &= ... \\ F(F(S)) &= ... \\ &... \\ F(F(F(...))) &= T \\ F(T) &= T \end{aligned}$$

- Aangezien dat uiteindelijk $F(T) = T$ en dat er maar een eindig aantal staten zijn zal het algoritme zeker stoppen.

3. Veronderstel dat we ons bevinden in een set $d = \{s_i, s_k, s_l\}$ van NFA staten s_i, s_k en s_l. Startend vanuit d en het symbool c, bekomen we een nieuwe set van NFA staten:

$$\textbf{DFAedge(D, c)} = \textbf{closure}\left(\bigcup_{s \in D} \textbf{edge}(s, c) \right)$$

Via deze functie, de startstaat s_1 en input string $c_1, ..., c_k$ kan de NFA simulatie als volgt geschreven worden: [escapeinside=(**)] (*$d \leftarrow$ **closure**$(\{s_1\})$*) (***for***$i \leftarrow 1$ **to** k*) (*$d \leftarrow$ **DFAedge**(d, c_i)*)

- De combinatie van deze drie functies leiden tot het algoritme om een NFA om te zetten naar een DFA: [escapeinside=(**)] (*states[0] $\leftarrow \{\}$;*) (*states[1] $\leftarrow$ **closure**$(\{s_1\})$;*) (*$p \leftarrow 1$; $j \leftarrow 0$;*) (***while***$j \leq p$*) (***foreach*** $c \in \Sigma$*) (*$e \leftarrow$ **DFAedge**(states[j], c)*) (***if*** $e ==$ states[i] for some $i \leq p$*) (***then*** trans[j, c] $\leftarrow i$*) (***else*** $p \leftarrow p + 1$*) (*states[p] $\leftarrow e$*) (*states[j,c] $\leftarrow p$*) (*$j \leftarrow j + 1$*) De gegenereerde DFA is suboptimaal: vanuit sommige toestanden worden identiek dezelfde strings aanvaard. Volgende optimalisaties kunnen nog doorgevoerd worden:
  - Knopen samenvoegen waarvoor geldt dat

$$\forall c \in \Sigma : \text{trans}[s_1, c] = \text{trans}[s_2, c]$$

  - Staten s_1 en s_2 zijn equivalent als ze beiden niet finaal of finaal zijn voor dezelfde tokens.

Hoofdstuk 3

Parsing

3.1 Inleiding

Het basisidee van parsing is om een string van tokens te analyseren en kijken of deze syntactisch geldig zijn.

> **Q:** Waarom gaan we context-vrije grammatica gebruiken in plaats van reguliere expressies om de tokens van een lexer te parsen?
> **A:** Reguliere expressies kan geen recurise uitdrukken. Ook kan de eis voor gebalanceerde haakjes niet uitgedrukt worden met reguliere expressies.

3.2 Context-vrije grammatica

- Een **taal** is een verzameling **strings**.
- Een **string** is een eindige sequentie **symbolen** uit een **alfabet**.
- Analogie met een parser:
  - De broncode levert de strings op via lexicale analyse.
  - De lexicale tokens zijn de symbolen.
  - Het alfabet is de verzameling tokentypes die gegenereerd worden door de lexicale analyzer.
- De taal van een context-vrije
- Context-vrije grammatica definieert de **syntax** van de taal.

3.2.1 Afleiden van een zin

Grammatica 3.1 toont een voorbeeldsyntax voor lusloze programma's. Een voorbeeld van een zin is:

$$\texttt{id := num ; id := id + (id := num + num, id)} \tag{3.1}$$

die bijvoorbeeld afgeleidt is door de lexer van:

```
a := 7; b := c + (d := 5 + 6, d)
```

1 $S \rightarrow S\ ;\ S$
2 $S \rightarrow \mathrm{id} := E$
3 $S \rightarrow \mathrm{print}\ (\ L\ )$
4 $E \rightarrow \mathrm{id}$
5 $E \rightarrow \mathrm{num}$
6 $E \rightarrow E\ +\ E$
7 $E \rightarrow (S\ ,\ E\ )$
8 $L \rightarrow E$
9 $L \rightarrow L\ ,\ E$

Grammatica 3.1: Een syntax voor een lusloos programma.

Het afleiden van een zin start altijd met een **startsymbool**, die twee vormen kan aannemen:

1. Het startsymbool kan enerzijds het eerste symbool zijn.
2. Anderzijds wordt het startsymbool expliciet aangeduid zoals bijvoorbeeld $P \rightarrow S\$$, met \$ het stopsymbool.

[caption=Het afleidingsproces.,label=lst:vb$_a fleiding, captionpos = b, escapeinside = (**)](*\underline{S}*)S; (*\underline{S}*)(*\underline{S}*); id := Eid := (*\underline{E}*); id := Eid := num; id := (*\underline{E}*)id := num; id := E + (*\underline{E}*)id := num; id := (*\underline{E}*)+(S, E)id := num; id := id+((*\underline{S}*), E)id := num; id := id+(id := (*\underline{E}*), E)id := num; id := id + (id := E + E, (*\underline{E}*))id := num; id := id + (id := (*\underline{E}*) + E, id)id := num; id := id + (id := num + (*\underline{E}*), id)id := num; id := id + (id := num + num, id)$

Code **??** toont een illustratie van hoe het afleidingsproces te werk gaat, toegepast op voorbeeldzin 3.1. Bij elke iteratie wordt het niet-terminale token dat onderlijnt is verwerkt.

Q: Is dit een linkse of een rechtste afleiding?
A: Geen van beide, omdat er gekozen kan worden om zowel de meest linkse als de meest rechtse token te verwerken.

Figuur 3.2 toont de bijhorende parse tree. Hier zijn de bladeren ook een verzameling van terminale tokens. De taak van een parser is om de bijhorende boom op te stellen, uitgaande van enkel de bladeren.

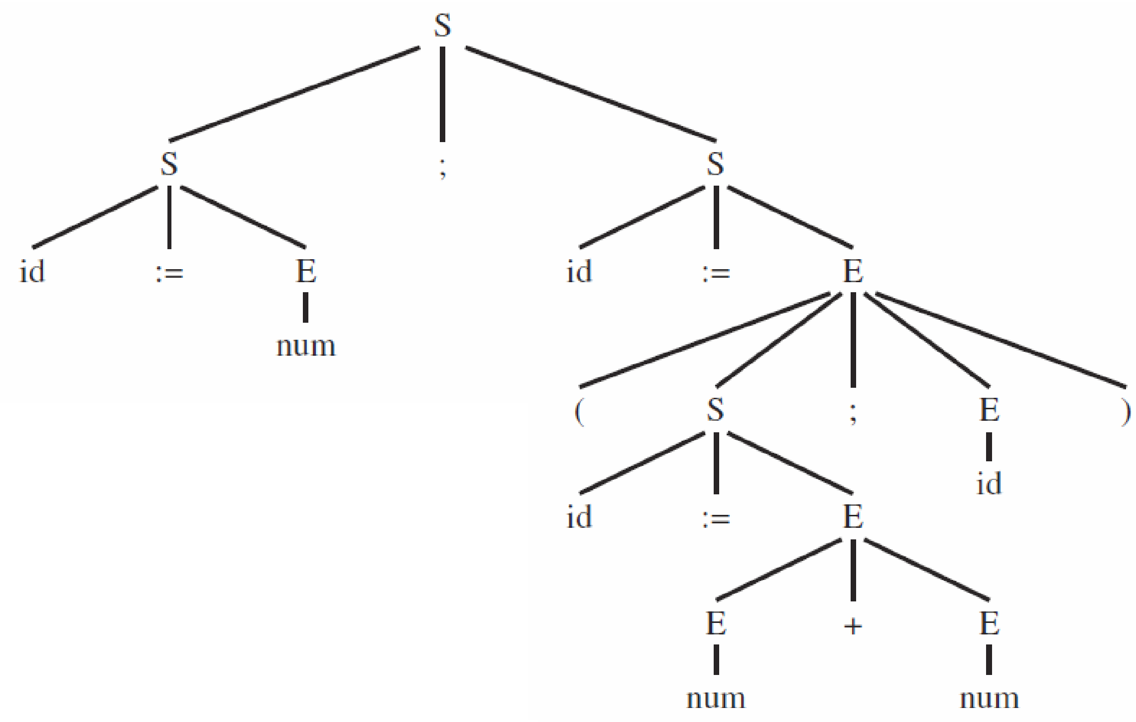
3.2.2 Ambigue grammatica

Q: Stel dat we Grammatica 3.1 hebben. Wat gebeurt er voor het statement (zonder rode of blauwe haakjes) `a := (x + (y) + z)`?
A: Dit is een voorbeeld van een ambigue grammatica. Aan de hand van de grammatica is het onmogelijk om slechts één parse tree op te bouwen. Figuur 3.3 toont beide parse trees voor het statement. Bij de linkse boom worden de rode haakjes gebruikt terwijl be de rechtse boom de blauwe haakjes gebruikt worden.

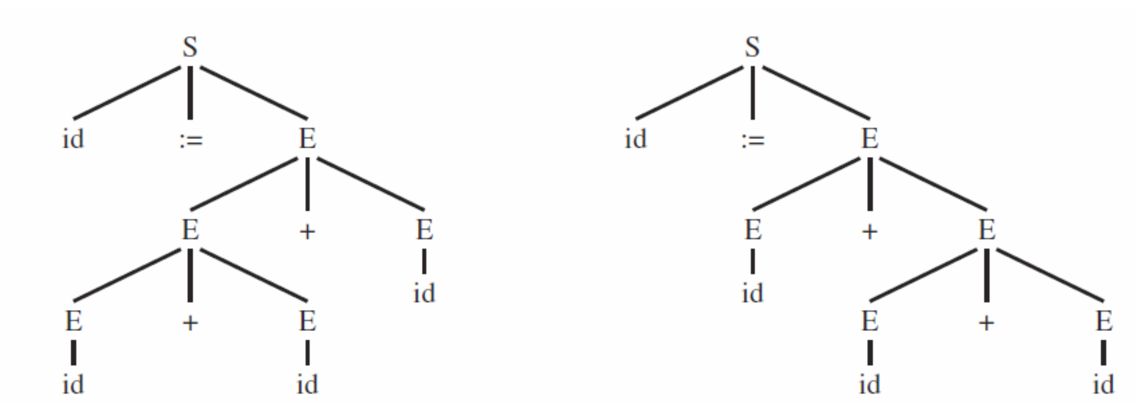
Bij een plus-operatie is dit niet heel belangrijk aangezien het toch associatief is, maar bij niet-associatieve operaties is dit duidelijk niet goed.

3.2.3 Grammatica disambiguëren

Een grammatica hoeft niet perse de regels van de wiskunde te volgen. Daarom is het automatiseren ook moeilijk, omdat het afhangt van welke semantiek gewenst is. Er kan bijvoorbeeld gesteld worden dat:



Figuur 3.2: De bijhorende parse tree voor voorbeeldzin 3.1.



Figuur 3.3: Voor Grammatica 3.1 kunnen er twee parse trees opgebouwd worden voor het statement `a := x + y + z`.

- * en / voorrang heeft op + en -,
- a + b + c = (a + b) + c, dus + is links associatief.

Om dit te realiseren worden er **termen** en **factoren** ingevoerd. Op die manier kan Grammatica 3.4 omgevormd worden tot 3.5.

$$
\begin{aligned}
E &\to \mathrm{id} \\
E &\to \mathrm{num} \\
E &\to E * E \\
E &\to E \,/\, E \\
E &\to E + E \\
E &\to E - E \\
E &\to (\, E \,)
\end{aligned}
$$

Grammatica 3.4: Een ambigue grammatica. Hier wordt de regel dat * en / voorrang heeft op + en - niet gerespecteerd.

$$
\begin{aligned}
E &\to E + T & T &\to T * F & F &\to \mathrm{id} \\
E &\to E - T & T &\to T \,/\, F & F &\to \mathrm{num} \\
E &\to T & T &\to F & F &\to (\, E \,)
\end{aligned}
$$

Grammatica 3.5: Grammatica 3.4 kan hervormt worden, door termen T en factoren F in te voeren. Deze termen dwingen de volgorde van operaties en associativiteit vast.

3.3 Predictive Parsing

Sommige grammatica's kunnen eenvoudig geparsed worden met een **recursive descent parser**. Voor elke niet-terminal is er een overeenkomstige functie. In elke functie is er een switch clause voor elke productieregel die door de niet-terminal kan gegenereerd worden. Niet-terminals worden recursief aangeroepen terwijl terminals verwerkt worden.

Code **??** toont een voorbeld van zo een recursive descent parser toegepast op Grammatica 3.6.

$$
\begin{aligned}
S &\to \mathrm{if}\ E\ \mathrm{then}\ S\ \mathrm{else}\ S & L &\to \mathrm{end} \\
S &\to \mathrm{begin}\ S\ L & L &\to \ ;\ S\ L \\
S &\to \mathrm{print}\ E & E &\to \mathrm{num} = \mathrm{num}
\end{aligned}
$$

Grammatica 3.6:

[caption=Een recursive descent parser gebaseerd op Grammatica 3.6,label=code:recursive$_descent_parser, captionpos = b]enumtokenIF, THEN, ELSE, BEGIN, END, PRINT, SEMI, NUM, EQ; externenumtokengetToken(void);$

enum token tok; void advance() tok = getToken(); void eat(enum Token t) if (tok==t) advance(); else error();

void S(void) switch(tok) case IF: eat(IF); E(); eat(THEN); S(); eat(ELSE); S(); break; case BEGIN: eat(BEGIN); S(); L(); break; case PRINT: eat(PRINT); E(); break; default: error();

void L(void) switch(tok) case END: eat(END); break; case SEMI: eat(SEMI); S(); L(); break; default: error();

void E(void) eat(NUM) ; eat(EQ) ; eat(NUM);

Een recursive descent parser werkt enkel als het eerste terminale symbool van een subexpressie genoeg informatie oplevert.

3.3.1 First and follow sets

Om de begrippen **first set** en **follow set** uit te leggen wordt Grammatica 3.7 gebruikt.

$Z \to d$	$Y \to$	$X \to Y$
$Z \to X\ Y\ Z$	$Y \to c$	$X \to a$

Grammatica 3.7:

- **nullable(X)** $\to$ boolean: true als X de lege string kan afleiden.

  We zien dat nullable(Y) zeker waar is voor Grammatica 3.7. We kunnen echter vanuit X ook naar de lege string gaan via $X \to Y \to \epsilon$, maar niet vanuit Z.

	nullable	FIRST	FOLLOW
X	yes		
Y	yes		
Z	no		

- **FIRST(γ)**: verzameling terminals waarmee strings kunnen beginnen die van expressie γ kunnen afgeleid worden.

  Uitgewerkt voor de drie startsymbolen:

  X : Vanuit X zijn er twee mogelijkheden: $X \to a$ en $X \to Y$. We zien dat a een terminal is dus die behoort al zeker tot de FIRST set. Vanuit Y kan ook nog de lege string en c bereikt worden. Hieruit volgt FIRST(X) = $\{a\ c\}$.

  Y : Vanuit Y kan enkel c bereikt worden: FIRST(Y) = $\{c\}$.

  Z : In eerste instantie kan Z direct d bereiken, dus die zit zeker in de FIRST set. Aangezien ook de productieregel $Z \to X\ Y\ Z$ bestaat en zowel X als Y nullable zijn, kan zowel de FIRST set van X als van Y overgenomen worden.
  FIRST(Z) = $\{a\ c\ d\}$

- **FOLLOW(X)**: is de verzameling van terminals t die meteen op X kunnen volgen, dus waarvoor de afleiding X_t bestaat.

	nullable	FIRST	FOLLOW
X	yes	a c	
Y	yes	c	
Z	no	a c d	

Algoritme **??** is een fixpoint algoritme die de first, follow en nullable berekent.

[caption=Iteratieve berekening van FIRST, FOLLOW en nullable,label=algo:first$_f ollow_n ullable, captionpos = b, escapeinside = (**)](*$\mathbf{for}$*)$eachterminalsymbolZFIRST[Z]$(*$\leftarrow$*) Z (*$\mathbf{repeat}$*) (*$\mathbf{for}$*) each production (*$X \to Y_1Y_2...Y_k$*) (*$\mathbf{for}$*) each (*$i$*) from 1 to (*$k$*), each (*$j$*) from (*$i+1$*) to (*$k$*), (*$\mathbf{if}$*) all the (*$Y_i$*) are nullable (*$\mathbf{then}$*) nullable[X] (*$\leftarrow$*) true (*$\mathbf{if}\ Y_1 \cdots Y_{i-1}$*) are all nullable (*$\mathbf{then}$*) FIRST[X] (*$\leftarrow$*) FIRST[X] (*$\cup$*) FIRST[(*$Y_i$*)] (*$\mathbf{if}\ Y_{i+1} \cdots Y_k$*) are all nullable (*$\mathbf{then}$*) FOLLOW[(*$Y_i$*)] (*$\leftarrow$*) FOLLOW[(*$Y_i$*)] (*$\cup$*) FOLLOW[(*$X$*)] (*$\mathbf{if}\ Y_{i+1} \cdots Y_{j-1}$*) are all nullable (*$\mathbf{then}$*) FOLLOW[(*$Y_i$*)] (*$\leftarrow$*) FOLLOW[(*$Y_i$*)] (*$\cup$*) FIRST[(*$Y_i$*)] (*$\mathbf{until}$*) FIRST, FOLLOW and nullable did not change in this iteration

3.3.2 Opstellen Predictive Parsing Tabel

Uitbreiden definitie van first naar strings:

- `FIRST(`$W\gamma$`)` $=$ `FIRST(`W`)` als niet nullable(W)
- `FIRST(`$W\gamma$`)` $=$ `FIRST(`W`)` $\cup$ `FIRST(`γ`)`

Er zijn drie gevallen waarbij er twee keuzes zijn. Moeten we $X \to a$ of $X \to Y$ nemen? De string d levert minstens twee parse tree op. De grammatica was zelfs ambigu. Dit kan nooit geparsed worden.

3.3.3 LL(1) Parsers

- Elk vak in de tabel bevat slechts 1 productieregel.
- Left-to-right parse: begin vooraan in broncode en verwerk van links naar rechts.
- Leftmost-derivation:
- 1-symbol lookahead: Er wordt slechts één symbool vooraf bekeken.
- LL(k):
  - k symbolen vooraf bekijken. De first sets bevatten sequenties van k terminals.
- ! Mogelijke problemen:
  - Linkse recursie.
    - Probleem: zekerheid van meerdere productieregels in een vak want `FIRST(T)` $\in$ `FIRST(E - T)`.
    - Oorzaak: E verschijnt links in de rechterkant van een E-productie.
    - Oplossing:
  - Linkse factorisatie.
    - Probleem: De parser kan geen onderscheid maken tussen twee gelijkaardige strings.
    - Oplossing: grammatica herschrijven.
- Error recovery is mogelijk.
- ! Beslissing nemen na k symbolen blijft een zwakte.

3.3.4 Error Recovery

Probleem: pseudocode voor error. We willen geen compiler die geen nuttige foutboodschappen kan geven. Compiler mag ook niet stoppen bij eerste fout, omdat meerdere fouten nog verder kunnen voorkomen.

- Gewoon een print statement = vrij slechte methode aangezien er geen tokens opgegeten worden. De parser doet voort alsof hij F en Tprime al geparsed heeft. De parser komt in foute toestand.
- Print statement combineren met de skipto functie, die tokens zal opeten totdat er een token tegenkomt die in de follow set zit. Alle karakters die niet in de follow zitten, zal nog deel uitmaken van de subexpressie.

3.4 LR(k) parser

- Left-to-right parse.
- Rightmost-derivation.
- k-token lookahead.
- Werkt met een inputstroom en een stapel.
- Twee mogelijke acties:
  - **Shift:** verplaats een token van de inputstroom op een stapel.
  - **Reduce:** kies een regel $X \to ABC$; Stel dat de stapel $[C, B, A]$ bevat, kunnen deze alle drie gepopt en vervangen worden door X.
- Toestandsautomaat:
  - Stapel houdt token bij en toestand.
  - Toestand en k lookahead symbolen in de input bepalen de volgende actie.
  - Implementeren aan de hand van een toestandstransitietabel.

3.5 Local Error Recovery

Hoofdstuk 4

Abstracte syntax

Abstract syntax tree stelt eerder semantiek voor, parse trees de constructieregels. De abstract syntax tree wordt opgebouwd tijdens het parsen.

4.1 Semantische acties

Een parser voert syntactische acties uit zoals shift en reduce. Een semantische actie heeft betrekking tot de betekenis van de expressies. Een aantal voorbeelden van het bepalen van semantische waarden:

- Het type van het linkerlid bepalen van de expressie $a = 5 + 3$.
- Terminals en niet-terminals hebben semantische waarden van een bepaald type.

In een recursive-descent parser zijn de semantische acties de returnwaarden van de parsingfunctie. Voor elke terminaal en niet-terminaal symbool, wordt er een **type** geassocieerd van semantische waarden. Een eenvoudige rekenmachine wordt kan op deze manier *geïnterpreteerd* worden, uitgewerkt op grammatica 4.1 in code **??**.

$$
\begin{array}{lll}
S \rightarrow E\ \$ & & \\
 & T \rightarrow F\ T' & \\
E \rightarrow T\ E' & & F \rightarrow \mathsf{id} \\
 & T' \rightarrow *\ F\ T' & F \rightarrow \mathsf{num} \\
E' \rightarrow +\ T\ E' & T' \rightarrow /\ F\ T' & F \rightarrow (\ E\ ) \\
E' \rightarrow -\ T\ E' & T' \rightarrow & \\
E' \rightarrow & &
\end{array}
$$

Grammatica 4.1:

[caption=Recursive-descent parser voor grammatica 4.1.,label=code:recursive$_d escent_p arser_g rammar315, captionpos = b]enumtokenEOF, ID, NUM, PLUS, MINUS, ...; uniontokenvalstringid; intnum; ...;$

enum token tok; union tokenval tokval;

int lookup(string id) ...

void eatOrSkipTo(int expected, int* stop) if (tok == expected) eat (expected); else printf(...); skipto(stop)

int F$_follow[] = PLUS, TIMES, RPAREN, EOF, -1; intF(void)switch(tok)caseID : inti = lookup(tokval.id); advan$

int T$_follow[] = PLUS, RPAREN, EOF, -1; intT(void)switch(tok)caseID : caseNUM : caseLPAREN : returnTpri$

int Tprime(int a) switch (tok) case TIMES: eat(TIMES); return Tprime(a*F()); case PLUS: case RPAREN: case EOF: return a; default: ...

De tokens `ID` en `NUM` moeten respectievelijk waarden van type `string` en `int` bevatten. De functie lookup kan een waarde zoeken voor een identifier. Zowel `E`, `T` als `F` is van type int.

In plaats van dit handmatig te doen, kan een tool gebruikt worden die dit genereerd zoals Yacc (look ahead left-to-right parser generator), zoals te zien in code **??**. [caption=Yacc.,captionpos=b,label=code:yacc]

exp : INT

$$=$$

1; — exp PLUS exp

$$=$$

1 + 3; $|expMINUSexp$=1 - 3; $|expTIMESexp$=1 * 3; $|MINUSexp$ Figuur 4.2 toont een LR parse of een string, gebruik makend van code **??**.

Interpreteren met behulp van semantische acties is dus zeer haalbaar. In feite kan compilatie ook uitgevoerd worden met semantische acties, maar wordt in de praktijk afgeraden:

- Analyse kan enkel uitgevoerd worden in de volgorde waarin de inputstream geparsed wordt.
- Code wordt gegenereerd op basis van de parse tree, maar zo een tree is niet geschikt. Er zit te veel nutteloze informatie in zoals de := operator, en dient eerder om de syntax uit te drukken en niet de semantiek.

4.2 Abstract Parse Tree Construction

In principe Grammatica 4.5 is ambigue. Binaire operator specificeert geen associativiteit. Dit is geen probleem, aangezien de parser dit al beslist heeft. Dus de grammatica die de parser gebruikt mag niet ambigue zijn, wel die van de abstract syntax tree, aangezien die dient om de semantiek te definiëren.

4.2.1 Posities

Als je tree opbouwt, wordt deze geanalyseerd om bv types te checken. Bij foutboodschappen moet de compiler weten waar in de inputstroom deze fout gegenereerd wordt. Er kan een **positiestack** bijgehouden worden die de positie van elke token bevat.

Stack					*Input*	*Action*
					`1 + 2 * 3 $`	*shift*
1 INT					`+ 2 * 3 $`	*reduce*
1 exp					`+ 2 * 3 $`	*shift*
1 exp	 +				`2 * 3 $`	*shift*
1 exp	 +	2 INT			`* 3 $`	*reduce*
1 exp	 +	2 exp			`* 3 $`	*shift*
1 exp	 +	2 exp	 *		`3 $`	*shift*
1 exp	 +	2 exp	 *	3 INT	`$`	*reduce*
1 exp	 +	2 exp	 *	3 exp	`$`	*reduce*
1 exp	 +	6 exp			`$`	*reduce*
7 exp					`$`	*accept*

Figuur 4.2: Parsen met een semantische stack.

$$
\begin{array}{ll}
S \rightarrow S \; ; \; S & L \rightarrow \\
S \rightarrow \mathtt{id} \; \mathtt{:=} \; E & L \rightarrow L \; E \\
S \rightarrow \mathtt{print} \; L & \\
E \rightarrow \mathtt{id} & B \rightarrow + \\
E \rightarrow \mathtt{num} & B \rightarrow - \\
E \rightarrow E \; B \; E & B \rightarrow \times \\
E \rightarrow S \; , \; E & B \rightarrow /
\end{array}
$$

[h]

Grammatica 4.3:

Hoofdstuk 5

Semantische analyse

Semantische analyse is het proces van een compiler dat:

- definities van variabelen mapt op hun waarden,
- controleert dat elke expressie een correct type heeft,
- de abstract syntax tree omvormt zodat deze bruikbaar wordt om machinecode te genereren.

5.1 Symbooltabellen

[caption=Het scopeprobleem.,captionpos=b,label=code:symboltable$_{e}xample]intb = 0; externinta; voidfoobar(floatb)i$

In code **??** wordt er een nullbyte weggeschreven naar b. Is dit een string, float, 32 bit integer, 64 bit integer? Het algemene probleem is dat er verschillende scopes zijn, en binnen elke scope kan dezelfde variabele identifier gebruikt worden. Via **symbooltabellen** wordt dit efficiënt opgelost. Een symbooltabel bestaat uit een **omgeving** σ_i en een verzameling **bindings**:

$$\sigma_1 = \{g \mapsto string, a \mapsto int\}$$

Elke environment σ_i bestaat uit de samenstelling van zijn specifieke bindings en eventueel de bindings van andere σ_j voor $j \neq i$. De specifieke bindings van σ_i hebben voorrang op de bindings van σ_j.

De omgevingen kunnen voor de code uit figuur 5.1 gedefinieerd worden als:

$$\begin{aligned} \text{bestaande omgeving: } & \sigma_0 \\ \text{functiedeclaratie: } & \sigma_1 = \sigma_0 + \{a \mapsto int, b \mapsto int, c \mapsto int\} \\ \text{regel 3: } & \sigma_2 = \sigma_1 + \{j \mapsto int\} \\ \text{regel 4: } & \sigma_3 = \sigma_2 + \{a \mapsto string\} \end{aligned}$$

! De + operatie is hier niet commutatief. De precieze betekenis hangt af van de scoping regels van een taal.

- Er zijn twee mogelijke implementaties:
  - **Imperatieve implementatie:** Er is slechts één omgeving σ die aangepast wordt naar σ_1, σ_2, ... wanneer dit nodig is. Deze **destructieve update** zal σ_1 vernietigen wanneer σ_2 vereist is, maar kan via de **undo stack** terug naar σ_1 gaan. Dit kan bijvoorbeeld

```
function f(a:int, b:int, c:int) =
   (print_int(a+c);
    let var j := a+b
        var a := "hello"
     in print(a); print_int(j)
    end;
    print_int(b)
   )
```

Figuur 5.1:

geïmplementeerd worden met een hashtabel. De operatie $\sigma' = \sigma + \{a \mapsto \tau\}$ wordt geïmplementeerd door de sleutel a met waarde τ toe te voegen aan de hashtabel. Om σ te bekomen wordt de sleutel a dan verwijderd. Dit werkt natuurlijk alleen als er toegevoegd wordt op een stacksgewijze manier.

- **Functionele implementatie:** In deze implementatie wordt de originele σ onaangetast en wordt er een nieuwe datastructuur voor σ' gemaakt. Dit kan ook met hashtabellen geïmplementeerd worden, maar wordt eerder met binaire zoekbomen, eventueel gebalanceerd, geïmplementeerd.

5.1.1 Efficiëntere symbooltabellen

Er zijn een aantal manieren om symbooltabellen te verbeteren:

- In plaats van strings bij te houden in de hashtabel of zoekboom kunnen er pointers bijgehouden worden. Dit vermijdt te veel stringoperaties.
- Een andere tabel houdt wel nog deze strings bij, waarnaar kan gerefereerd worden.
- Enkel tijdens het opbouwen van de tabellen wordt er met strings gewerkt.
- Stapel houdt scopes bij en aangemaakte symbolen bij imperatieve tabellen:
  - push `beginScope` bij binnengaan scope.
  - push elk symbool bij declaratie in scope.
  - bij verlaten van de scope: pop tot aan `beginScope`.

5.2 Type Checking

Kijken of de gebruikte veranderlijken:

- gedeclareerd zijn
- ze van het juiste type zijn

- of de types van expressies correct zijn

Door de abstract syntax tree in postorder te overlopen kan dit geïmplementeerd worden. Er zullen altijd eerst declaraties bezocht worden. Er zijn verschillende visitors voor zowel variabelen, expressies als declaraties: struct expty transVar(S$_tablevenv, S_tabletenv, A_varv); structexptytransExp(S_tablevenv, S_tabletenv, A$

5.2.1 Expressies

Type Checking expressies wordt uitgevoerd op de abstract syntax tree. Er wordt gekeken of subexpressies het juiste type hebben, en bepalen dan ook het resulterende type. struct expty Tr$_expexp; Ty_ttyty; ; structexptyexpTy(Tr_expexp, Ty_ttyty)structexptye; e.exp = exp; e.ty = ty; returne;$

struct expty transExp(S$_tablevenv, S_tabletenv, A_expa)switch(a- > kind)caseA_opExp : A_operoper = a- > u.op.oper; s$

5.2.2 Variabelen

De binding variabelen worden opgezocht in de symbooltabel. struct expty transVar(S$_tablevenv, S_tabletenv, A_varv)swit$

5.2.3 Declaraties

Deel II

Oefeningensessies

Hoofdstuk 6

Oefeningensessie 1

6.1 Oefening 3.6 p85

Gegeven de volgende grammatica:

$$
\begin{aligned}
&S \mapsto uBDz \\
&B \mapsto Bv \\
&B \mapsto w \\
&D \mapsto EF \\
&E \mapsto y \\
&E \mapsto \\
&F \mapsto x \\
&F \mapsto
\end{aligned}
$$

1. Bereken nullable, FIRST en FOLLOW

S	nee	{ u }	/
B	nee	{ w }	{ x, y, v, z }
D	ja	{ x, y }	{ z }
E	ja	{ y }	{ x, z }
F	ja	{ x }	{ z }

2. Construeer de $LL(1)$ parsingtabel.

	u	z	v	w	y	x
S	$S \mapsto uBDz$					
B				$B \mapsto w$ $B \mapsto Bv$		
D		$D \mapsto EF$			$D \mapsto EF$	$D \mapsto EF$
E		$E \mapsto$			$E \mapsto y$	$E \mapsto$
F		$F \mapsto$				$F \mapsto x$

3. Toon aan dat dit geen $LL(1)$ parser is.

   Als we B aan het parsen zijn, en het eerstvolgende token is een w dan weten we niet welke productieregel toegepast moet worden.

4. Door de linkse recursiviteit van de productieregel $B \mapsto Bv$, kan je volgende veranderingen invoeren:

$$B \mapsto wB'$$
$$B' \mapsto vB'$$
$$B' \mapsto$$

6.2 Voorbeeldexamenvraag

Gegeven de reguliere expressie $S = ab + c$.

1. Schrijf een (ambigue) grammatica voor S met tokens a, b en c.

$$S' \mapsto S$$
$$S \mapsto aBc$$
$$B \mapsto bB$$
$$B \mapsto b$$

2. Geef de $LR(0)$ statentabel en $LR(0)$ parsingtabel.

   Altijd de closure nemen van productieregel van niet-terminal waar het puntje voor staat. Uiteindelijk moet elk puntje op het einde staan

	a	b	c	$	S	B
1	s3				g2[1]	
2						
3		s5[2]				g4
4			s7			
5		s5				g6
6						
7						