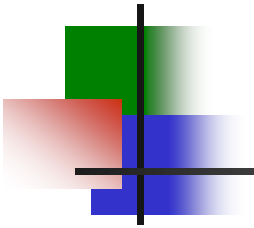


INF5110, tirsdag 5. februar, 2013

Dagens temaer:

- Oppgaver til kap. 3

Svar ligger på slutten av foilene, men forsøk deg først selv!!

- Resten av kap. 4

Parsering ovenfra-ned (top-down)

(Vi har med alle foilene her, også de som ble gjennomgått 29. januar)

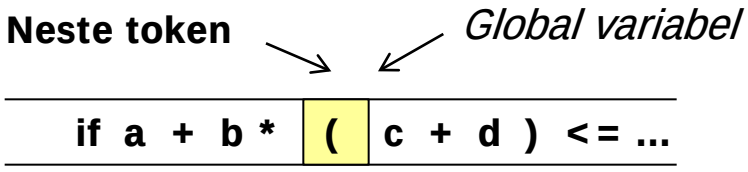
Kap. 4: Parsering ovenfra-ned (top-down)

Dette bør leses om igjen etter kapittel 4:

- *First* og *Follow*-mengder
  - Boka tar det et stykke uti kap 4, vi tok det først (forrige gang)
- *LL(1)-parsering* og boka og pensum:
  - Det som i *boka* kalles LL(1)-parsering (4.2.1, 4.2.2 og 4.2.4) er en metode for top-down parsering med en eksplisitt stakk. Dette er *ikke* med som pensum.
  - *Vi* konsentrerer oss i dette kapittelet om ”recursive descent”-parsering, en intuitiv metode som mange sikkert har vært litt borti (INF2100, ++)
  - Ofte brukes betegnelsen LL(1)-parsering også om ”rec. desc.”- metoden brukt ut fra syntaksdiagrammer, EBNF eller ren BNF, men man har da gjerne et ikke-teknisk forhold til om ting helt sikkert fungerer riktig.
  - Vi skal se på det tekniske kravet for at en ren BNF-grammatikk kan parseres rett fram med ”rec. desc.”-metoden.
  - LL(1)-grammatikk i vår betydning:
    Det er en ren BNF-grammatikk som tilfredstiller kravet fra forrige punkt

Vi skal først og fremst se på metoden «Recursive descent» («Rekursiv parsering»??)

exp → *exp addop term* | *term*
addop → **+** | **-**
term → *term mulop factor* | *factor*
mulop → *****
factor → **(** *exp* **)** | **number**



Hoved-idé:

- Skriv en funksjon/ prosedyre/metode for hver ikke-terminal
- La denne finne riktig alternativ (helst fra bare førstkommende token), og gjør parsering av den videre input ut fra det

"Typisk" rec.decent-prosedyre for siste produksjon over, som blir veldig enkel.

```
procedure factor ;
begin
  case token of
  ( :   match( ( ) ;
        exp ;
        match( ) ) ;
  number :
        match(number) ;
  else error ;
  end case ;
end factor ;
```

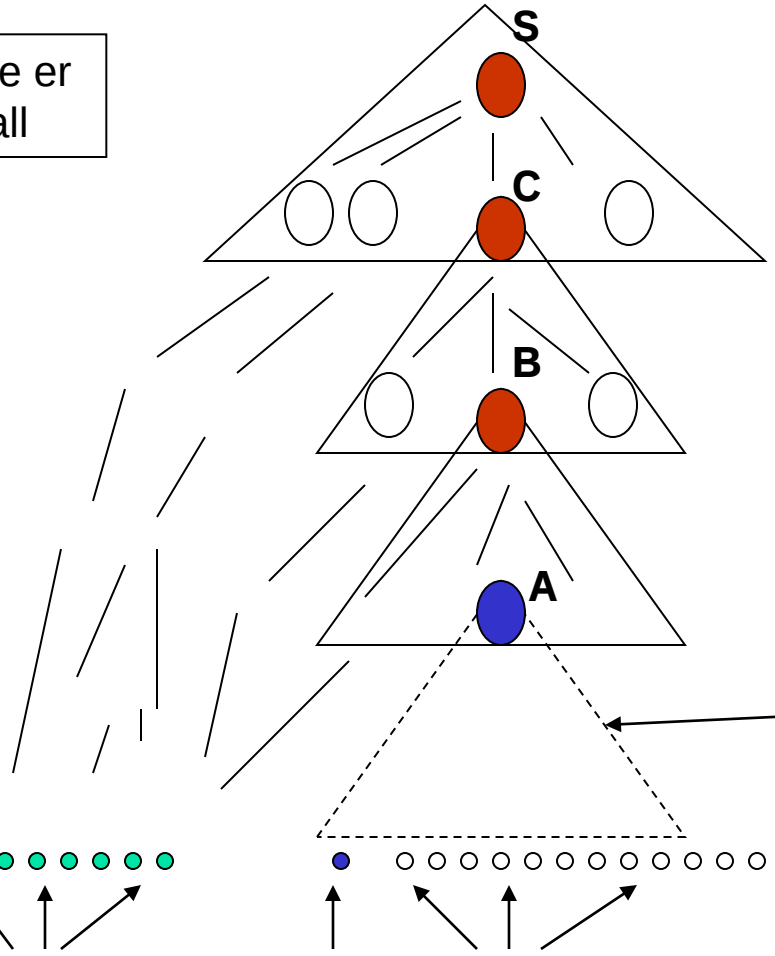
Sjekker at angitt terminal kommer, og "leser til neste". Brukes ofte *bare* for å lese (sjekken må slå til). Da er det egentlig nok å kalle "getToken" (men her kalles alltid "match")

```
procedure match ( expectedToken ) ;
begin
  if token = expectedToken then
    getToken ;
  else
    error ;
  end if ;
end match ;
```

Situasjonen under rekursiv parsering

Kalles altså ”top down”-parsering (ovenfra-ned-parsering)

Trekantene er metode-kall



LL(1)-filosofi:
Hver metode kan alltid ved hjelp av (bare) førstkommende token, avgjøre hvilket alternativ som skal brukes for den aktuelle ikke-terminalen (her A)

Ved mer kompliserte tilfeller virker ikke ren BNF bra,
men med venstrefaktorisering eller EBNF går det her ofte greit

Opprinnelig

if-stmt → **if** **(** *exp* **)** *statement*
| **if** **(** *exp* **)** *statement* **else** *statement*

Skrives ut som:

if-stmt → **if** **(** *exp* **)** *statement* [**else** *statement*]

R-D-prosedyre:

```
procedure ifStmt ;
begin
   match (if) ;
   match ( ( ) ;
   exp ;
   match ( ) ) ;
   statement ;
   if token = else then
      match (else) ;
      statement ;
   end if ;
end ifStmt ;
```

NB: Kunne også bruke venstre-faktorisering. Da ville dette bli en egen prosedyre "elsePart":

ifStmt → **if** (exp) stmt elsePart
elsePart → ε | **else** stmt

Venstre-rekursjon gir problemer ved ren BNF. Men går ofte med EBNF

Gir uendelig mange rekursive kall

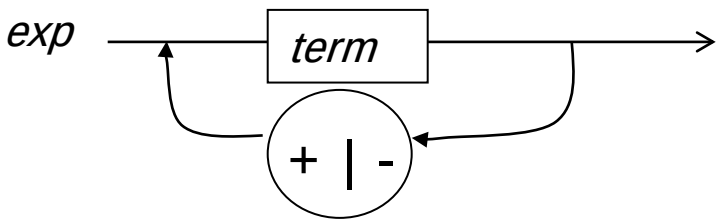
$exp \rightarrow exp\ addop\ term \mid term$

NB: Kan også fjerne venstre-rekursjon på trad. måte, se neste foil.

Bruker EBNF:

$exp \rightarrow term\ \{\ addop\ term\ \}$

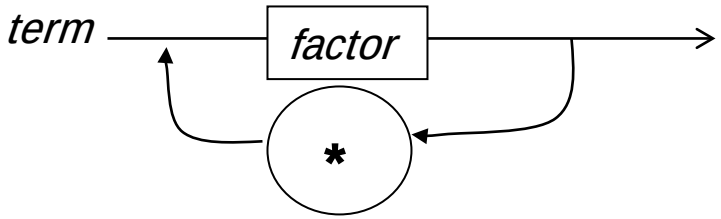
```
procedure exp ;
begin
   term ;
   while token = + or token = - do
      match (token) ;
      term ;
   end while ;
end exp ;
```



$term \rightarrow term\ multop\ factor \mid factor$

$term \rightarrow factor\ \{\ mulop\ factor\ \}$

```
procedure term ;
begin
   factor ;
   while token = * do
      match (token) ;
      factor ;
   end while ;
end term ;
```



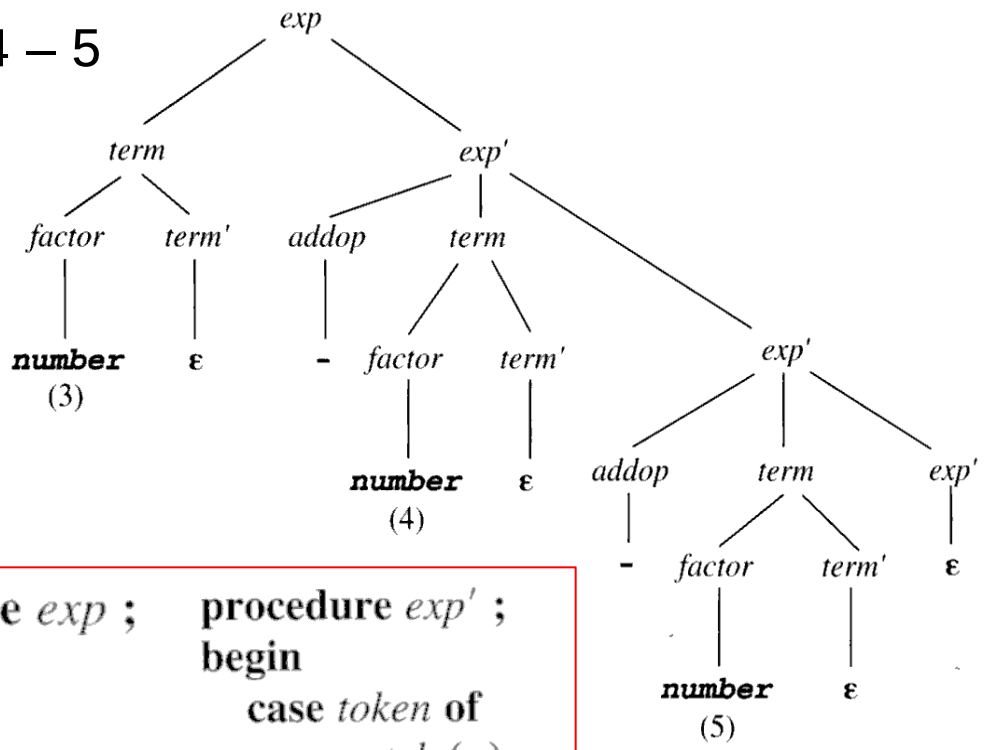
Rec.decent etter tradisjonell fjerning av venstre-rekursjon

Treet blir nå høyre-assosiativt istedenfor venstre.

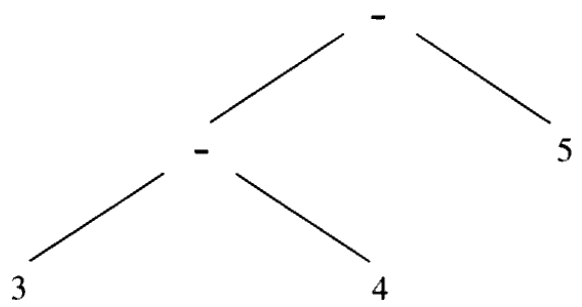
Dette må det korrigeres for, men det er ikke pensum!

Uttrykk: 3 – 4 – 5

$$
\begin{aligned}
&exp \rightarrow term\ exp' \\
&exp' \rightarrow addop\ term\ exp' \mid \varepsilon \\
&addop \rightarrow \texttt{+} \mid \texttt{-} \\
&term \rightarrow factor\ term' \\
&term' \rightarrow mulop\ factor\ term' \mid \varepsilon \\
&mulop \rightarrow \texttt{*} \\
&factor \rightarrow \texttt{(}\ exp\ \texttt{)} \mid \texttt{number}
\end{aligned}
$$



Det abstrakte syntakstreet vi Egentlig ønsket ønsket å lage:



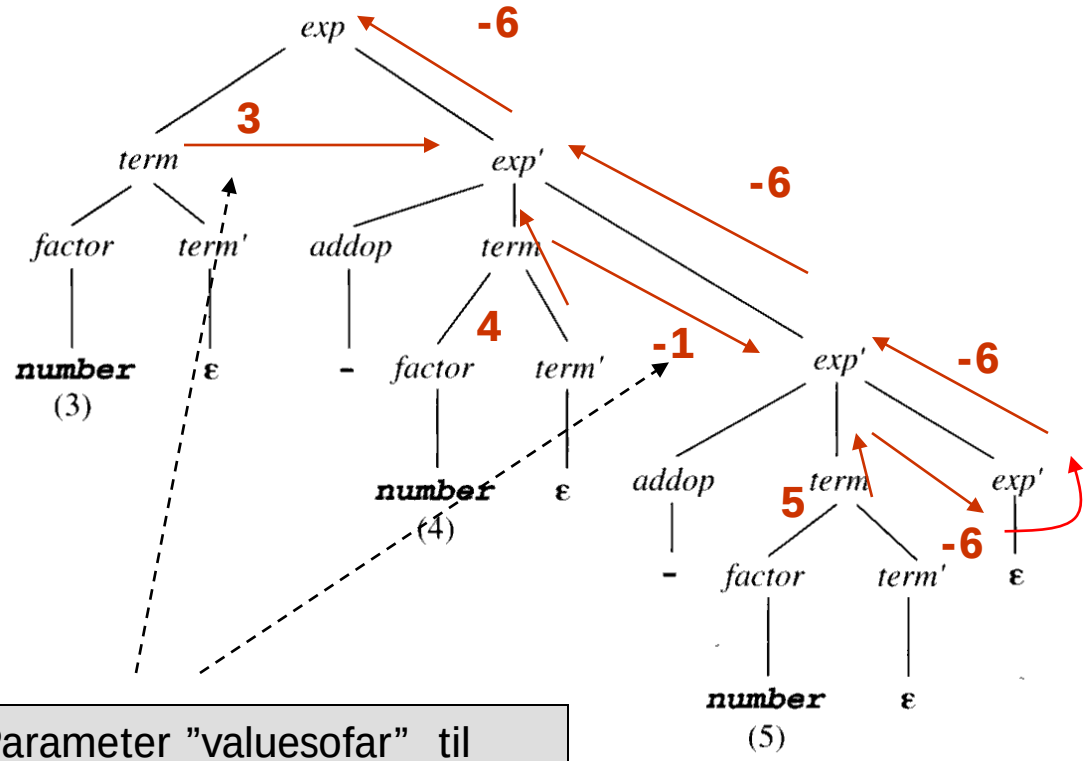

```
procedure exp ;
begin
   term ;
   exp' ;
end exp ;
```

```
procedure exp' ;
begin
   case token of
    + : match (+) ;
        term ;
        exp' ;
    - : match (-) ;
        term ;
        exp' ;
   end case ;
end exp' ;
```

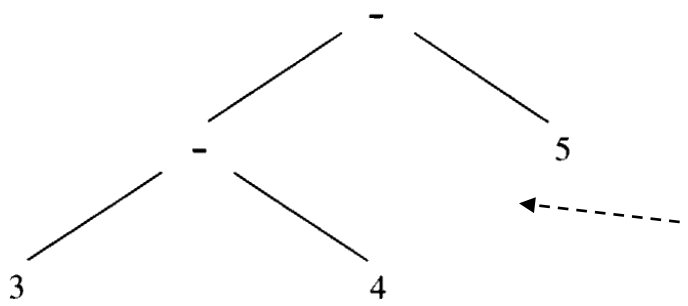
Ikke pensum: Rec.decent etter tradisjonell fjerning av venstre-rekursjon (treet er nå høyre-assosiativt istedenfor venstre).

Lage tre eller beregne verdi : 3 – 4 – 5

exp → *term exp′*
exp′ → *addop term exp′* | ε
addop → **+** | **-**
term → *factor term′*
term′ → *mulop factor term′* | ε
mulop → *****
factor → **(** *exp* **)** | **number**



Det abstrakte syntakstreet vi ønsker å lage:



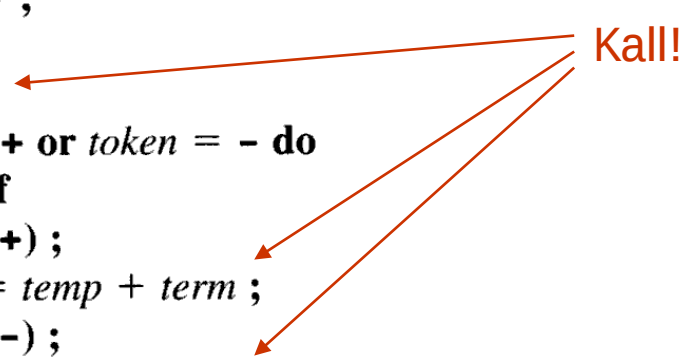
Parameter ”valuesofar” til prosedyren ”exp”

For trebygging ville den være: ”rootOfTreeSoFar”

Hvordan ”lage noe” under rec.-decent parsering?

- Mål: Ønsker å bygge abstrakt syntaks-tre
- Tar utgangspunkt i foil 6 (uten nummer)
- Men foreløpig (som kan være forvirrende!):
  - beregner *verdien* av et uttrykk (med venstre-assosiativitet)

```
function exp : integer ;
var temp : integer ;
begin
   temp := term ;
   while token = + or token = - do
      case token of
        + : match (+) ;
            temp := temp + term ;
        - : match (-) ;
            temp := temp - term ;
      end case ;
   end while ;
   return temp ;
end exp ;
```



- Kan lett bygges ut til full ”kalkulator” 3 + 4 + 5

Bygging av abstrakt syntaks-tre
Igjen med utganspunkt i foil 6

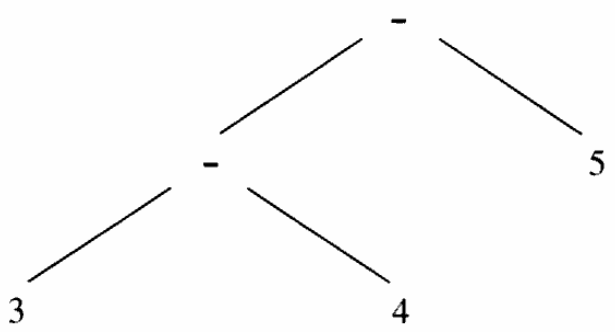
```
function exp : syntaxTree ;
var temp, newtemp : syntaxTree ;
begin
   temp := term ;
   while token = + or token = - do
      case token of
       + : match (+) ;
           newtemp := makeOpNode(+) ;
           leftChild(newtemp) := temp ;
           rightChild(newtemp) := term ;
           temp := newtemp ;
       - : match (-) ;
           newtemp := makeOpNode(-) ;
           leftChild(newtemp) := temp ;
           rightChild(newtemp) := term ;
           temp := newtemp ;
      end case ;
   end while ;
   return temp ;
end exp ;
```

NB: Kall

Alternativt:
newtemp.leftChild

NB: Kall

3 – 4 – 5:



Merk: Dersom det bare er <u>én</u> ”term”, så lages ingen ny node. Vi leverer den vi har fått

Prosedyre med trebygging for:

factor → *(exp)* | *number*

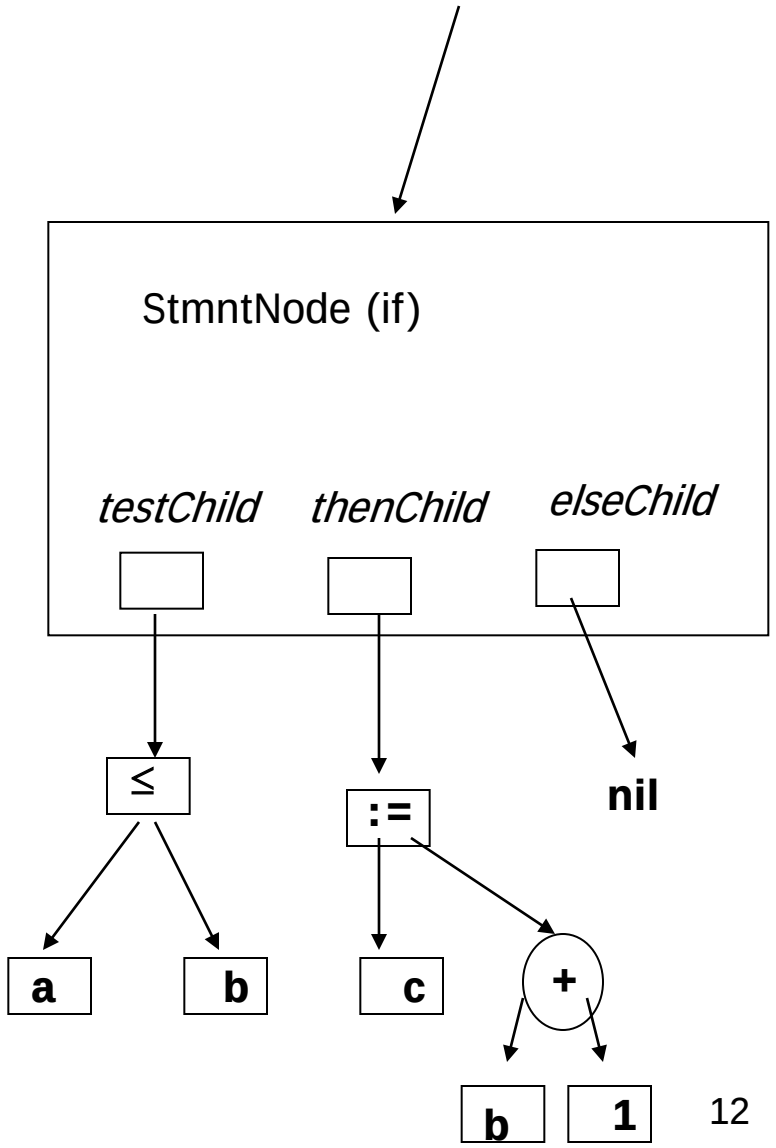
```
function factor: syntaxTree;
var fact: syntaxTree;
begin
    case token of
    ( :
          match ("(" ) ;
          fact = exp ;
          match (")" ) ;
    number :
          fact = makeNumberNode(number) ;
          match (number ) ;
    else error(.....) ;
    end case;
    return fact;
end factor;
```

Gir "dummy-test"

Parsering av if-setning, med tre-generering

if-stmt -> if (exp) stmt [else stmt]

```
function ifStatement : syntaxTree ;
var temp : syntaxTree ;
begin
   match (if) ;
   match ( ( ) ;
   temp := makeStmtNode(if) ;
   testChild(temp) := exp ;
   match ( ) ) ;
   thenChild(temp) := statement ;
   if token = else then
      match (else) ;
      elseChild(temp) := statement ;
   else
      elseChild(temp) := nil ;
   end if ;
end ifStatement ;
```

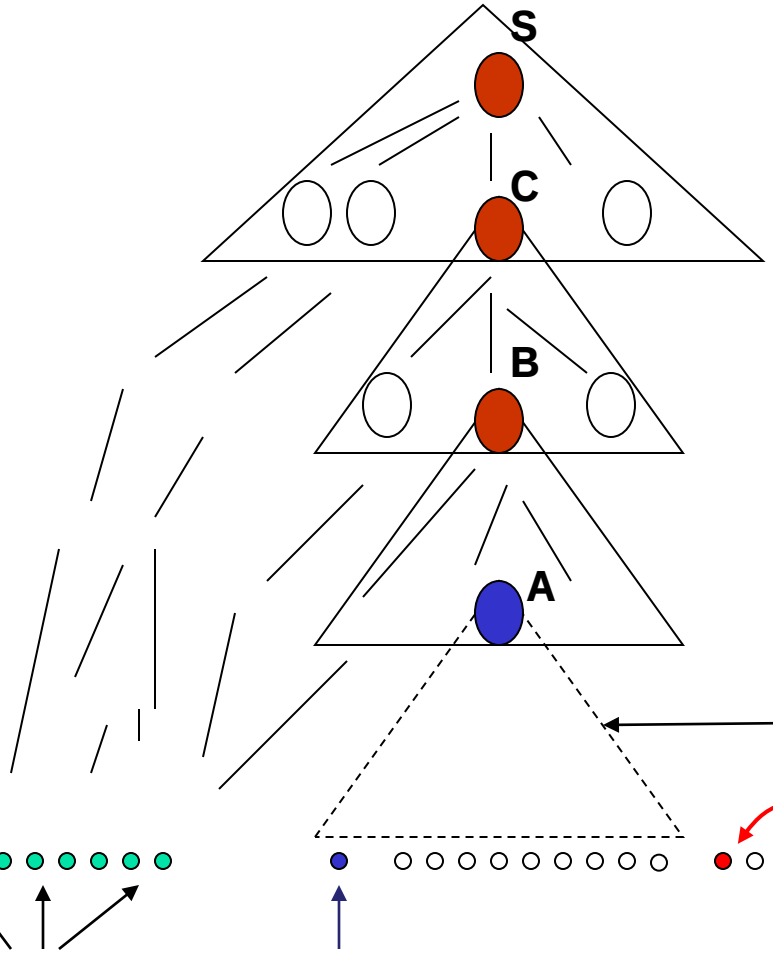


Viktig detalj om hva som skal stå i «token» ved inngang og utgang av de rekusive metodene

Som før:

Trekantene er metode-kall.

LL(1)-filosofi:
Hver metode kan alltid ved hjelp av (bare) førstkommende token, avgjøre hvilket alternativ som skal brukes for den aktuelle ikke-terminalen (her A)



Regel for hva som skal ligge i «token» ved inngang og utgang av en syntaks-metode (si for A):

- Ved *inngang* skal første symbolet i den syntaktiske konstruksjonen A ligge i «token»
- Ved utgang skal første symbolet *etter* konstuksjonen A ligge i «token»

Det valgte alternativet for A

Dette skal ligge i «token» når metoden for A returnerer

Dette skal ligge i «token» når metoden for A kalles

LL(1) – grammatikk

1. Altså, dersom

   a ∈ First(α)

så legg

A -> α inn i M[A, a]

- LL(1) -kravet for en ”ren BNF-grammatikk”:

  Det som kreves for at en rek. descent-parsering skal fungere direkte fra grammatikken uten omskrivninger.

- For å avgjøre om en grammatikk er ”LL(1)”: Sett opp tabell M[N,T] med mulige aksjoner for alle mulige situasjoner, slik:

1. If $A \rightarrow \alpha$ is a production choice, and there is a derivation $\alpha \Rightarrow^* a\ \beta$, where a is a token, then add $A \rightarrow \alpha$ to the table entry $M[A, a]$.
2. If $A \rightarrow \alpha$ is a production choice, and there are derivations $\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$ and $S\ \$ \Rightarrow^* \beta\ A\ a\ \gamma$, where S is the start symbol and a is a token (or \$), then add $A \rightarrow \alpha$ to the table entry $M[A, a]$.

Definisjon av LL(1):
En grammatikk er LL(1) dersom M[A,a] er entydig for alle situasjoner (eller angir ”error”)

2. Altså, dersom:

- α er utnullbar, og
- a ∈ Follow(A)

så legg A -> α inn i M[A, a]

Oppsett av LL(1) –tabell

statement → *if-stmt* | **other**
if-stmt → **if** **(** *exp* **)** *statement else-part*
else-part → **else** *statement* | ε
exp → **0** | **1**

- Venstre-faktorisering utført
- Er ikke vestrerekursiv

	First	Follow
statement	**other, if**	**$, else**
if-stmt	**if**	**$, else**
else-part	**else, ε**	**$, else**
exp	**0, 1**	**)**

M[N, T]	**if**	**other**	**else**	0	1	$
statement	*statement* → *if-stmt*	*statement* → **other**				
if-stmt	*if-stmt* → **if** **(** *exp* **)** *statement else-part*					
else-part			*else-part* → **else** *statement* *else-part* → ε			*else-part* → ε
exp				*exp* → **0**	*exp* → **1**	

Merk: Selv om man:

- fjerner venstre-rek.
- Utfører venstre-fakt.
- er det generelt **ikke** nok til å *garantere* LL(1)-grammatikk.

For tabellen ble ikke entydig her

Ikke Pensum: Kan også være greit å snakke om den "utvidede startmengden", *Efirst*, til en produksjon

NB: Ikke i boka, men kan øke forståelsen!

- Den "utvidede startmengden", *Efirst*, til en *produksjon* **A** $\rightarrow \alpha$ er *det og bare det* som kan ligge som førstkommende token i input dersom **A** $\rightarrow \alpha$ et riktig valg på dette stadiet under parseringen.
- Her må man også tenke på tilfellet at α kan være utnullbar, og da kan også Follow(**A**) komme som førstkommende token
- Mengden kan beregnes slik:

  Efirst (**A** $\rightarrow \alpha$) = First(α), pluss, om α er utnullbar, Follow(**A**).
- Vi ser da at produksjonen **A** $\rightarrow \alpha$ skal inn i M[A, a] hvis og bare hvis a $\in$ Efirst (**A** $\rightarrow \alpha$)
- Dermed, får vi en alternativ definisjon av LL(1):

Anta at: **A** $\rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \alpha_3 \mid \ldots \mid \alpha_n$

Da må alle:
Efirst (A $\rightarrow \alpha_1$), Efirst(A $\rightarrow \alpha_2$), …, Efirst(A $\rightarrow \alpha_n$)
være parvis disjunkte. Merk at dette også innebærer at bare ett av alternativene kan være utnullbare

På forrige side vil da både

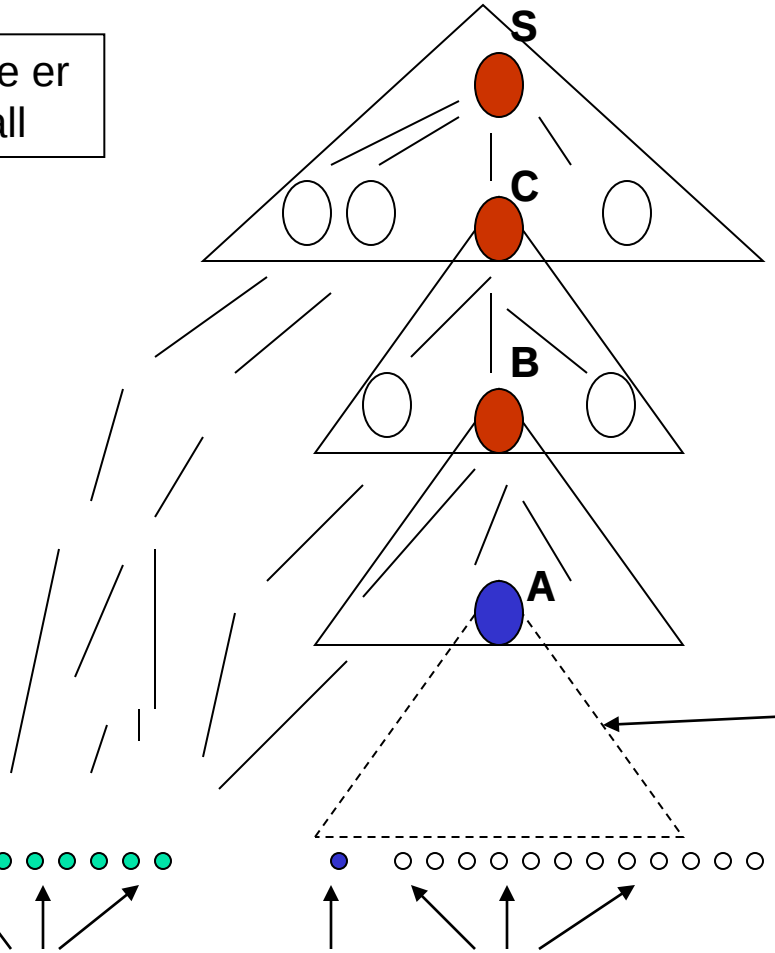
Efirst(else-part -> **else** *statmt)*
og
Efirst(else-part -> ε*)*

inneholde **else**
Dermed er grammatikken *ikke* LL(1)

Tidligere foil:

Situasjonen under rekursiv parsering

Trekantene er metode-kall



Merk:

En grammatikk som er flertydig kan ikke være en LL(1)-grammatikk

Altså:

En LL(1)-grammatikk er alltid entydig!

LL(1) –tabell for uttrykks-grammatikk

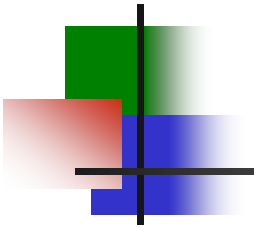
Har fjernet venstre-rekursjon:

$$
\begin{aligned}
exp &\rightarrow term\ exp' \\
exp' &\rightarrow addop\ term\ exp' \mid \varepsilon \\
addop &\rightarrow \texttt{+} \mid \texttt{-} \\
term &\rightarrow factor\ term' \\
term' &\rightarrow mulop\ factor\ term' \mid \varepsilon \\
mulop &\rightarrow \texttt{*} \\
factor &\rightarrow \texttt{(}\ exp\ \texttt{)} \mid \textbf{\texttt{number}}
\end{aligned}
$$

Vi får da følgende First- og Follow-mengder:

$$
\begin{aligned}
\text{First}(exp) &= \{\texttt{(}, \textbf{\texttt{number}}\} & \text{Follow}(exp) &= \{\$, \texttt{)}\} \\
\text{First}(exp') &= \{\texttt{+}, \texttt{-}, \varepsilon\} & \text{Follow}(exp') &= \{\$, \texttt{)}\} \\
\text{First}(addop) &= \{\texttt{+}, \texttt{-}\} & \text{Follow}(addop) &= \{\texttt{(}, \textbf{\texttt{number}}\} \\
\text{First}(term) &= \{\texttt{(}, \textbf{\texttt{number}}\} & \text{Follow}(term) &= \{\$, \texttt{)}, \texttt{+}, \texttt{-}\} \\
\text{First}(term') &= \{\texttt{*}, \varepsilon\} & \text{Follow}(term') &= \{\$, \texttt{)}, \texttt{+}, \texttt{-}\} \\
\text{First}(mulop) &= \{\texttt{*}\} & \text{Follow}(mulop) &= \{\texttt{(}, \textbf{\texttt{number}}\} \\
\text{First}(factor) &= \{\texttt{(}, \textbf{\texttt{number}}\} & \text{Follow}(factor) &= \{\$, \texttt{)}, \texttt{+}, \texttt{-}, \texttt{*}\}
\end{aligned}
$$

M[N, T]	(	**number**	)	+	-	*	$
exp	*exp* → *term exp′*	*exp* → *term exp′*					
exp′			*exp′* → ε	*exp′* → *addop term exp′*	*exp′* → *addop term exp′*		*exp′* → ε
addop				*addop* → +	*addop* → -		
term	*term* → *factor term′*	*term* → *factor term′*					
term′			*term′* → ε	*term′* → ε	*term′* → ε	*term′* → *mulop factor term′*	*term′* → ε
mulop						*mulop* → *	
factor	*factor* → (*exp*)	*factor* → **number**					



Når kompilatoren oppdager feil

- Minstekrav:
  - Tester løpende at programmet er OK, og gir fornuftig feilmelding ved feil (men stopper kanskje)
- Vanlig krav ved feil (”error recovery”):
  - Gir fornuftig feilmelding.
  - ”Blar forbi feilen” og fortsetter kompileringen (og blar forbi så lite som mulig).
  - Vanligvis vil man slutte å lage maskinkode etter feil (Men noe ”feilrettende” kompilatorer forsøker det – lite brukt)
  - Det er etter *syntaksfeil* det er vanskeligst å ta opp tråden igjen.

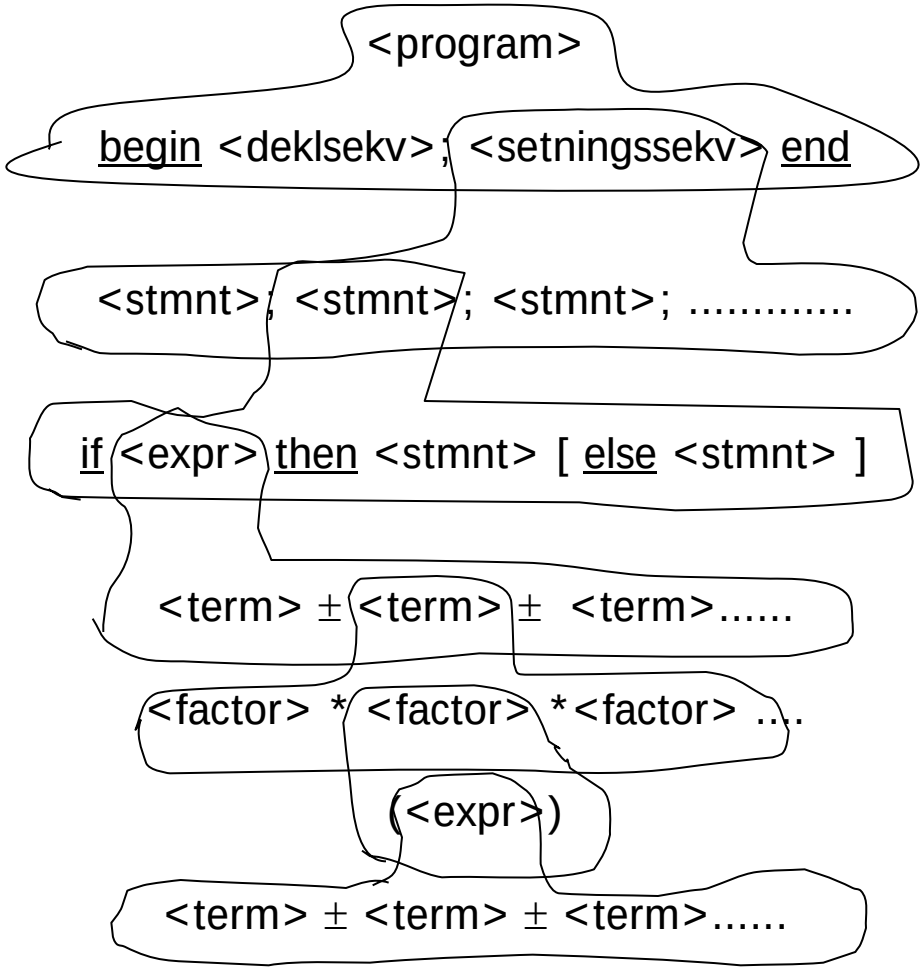
Feilmeldinger m.m.

- Viktig:
  - Forsøke å unngå feilmeldinger som bare er følgefeil
  - Rapportere feil så tidlig som mulig, helst så snart det man har lest *ikke kan forlenges til et riktig program*
  - Man må passe på at man ikke blir gående i løkke *uten å lese noe fra input* (verken med eller uten rapportering feil)

- Hvilken feilmelding skal man gi?
  - Anta at man ved ”factor” har valgt alternativet ” (*exp*) ”, og at man, når exp-metoden returnerer, ikke finner en ”) ”.
  - Hvilken feilmelding skal man da gi??
  - Man kan melde: ”Sluttparentes mangler”
  - Men dette kan ofte være forvirrende, f.eks. om det som stod var: (a + b c).
  - Her vil exp-metoden stoppe etter ” (a + b ”, og det vil være forvirrende her med feilmeldingen ”Sluttparentes mangler”
  - Man bør derfor heller gi meldingen: ”Noe galt i et uttrykk, eller sluttparentes mangler”

Behandling av Syntaksfeil
ved ”recursive decent” parsering

Metode: ”Panic mode” og synkroniserings-mengde



Synch-set (stakk eller parameter):

$

end

; First(stmt)

navn if while for ...

then First(stmt) else

+ - First(term)

(tall navn

* First(factor)

)

+ - (tall navn

Syntaksfeil ved ”rec. descent”

Ut fra skissen på forrige foil er det greit å finne:

- hvem som skal ta opp tråden
- ”hvor” denne skal fortsette eksekveringen

Vi antar at $ bare legges på stakken av start-symbol-metoden
Unionen av alle på stakken kalles ”synkroniseringsmengden”, SM

Algoritme:

For hvert input-symbol framover, test om det er med i SM

I så fall:

- Let gjennom SM-stakken fra det siste vi la på, og finn den metoden som
  - sist ble kalt,
  - og som kan ta opp tråden på dette input-symbolet
- Denne metoden vet selv hvor den skal fortsette, ut fra input-symbolet

Det som *ikke er greit*, er å programmere dette *uten at den vakre strukturen* ved ”rec. descent” blir helt ødelagt.

Spørsmål, som foreleseren ikke har gått til bunns i:
Kan man få til noe bra ved å bruke Javas unntaksmekanisme??

Uttrykksprosedyrer ved ”error recovery”
Filosofien her er litt annerledes (og noe uklar?)

```
procedure exp ( synchset ) ;
begin
   checkinput ( { (, number }, synchset ) ;
   if not ( token in synchset ) then
      term ( synchset ) ;
      while token = + or token = - do
         match (token) ;
         term ( synchset ) ;
      end while ;
      checkinput ( synchset, { (, number }) ;
 end if;
end exp ;
```

?

Også { +, - } ?

Hovedfilosofi

”checkinput” kalles to ganger: Først for å sjekke at konstruksjonen starter riktig, etterpå for å sjekke at symbolet etter konstruksjonen er lovlig.

Bruker parameter, ikke stakk

Prosedyrene må selv ta opp tråden riktig når de får igjen kontrollen:

match(t) er som før:

- tester input mot t
- kaller eventuelt ”error” (som *nå returnerer*!)
- kaller ikke ”scanto(...)”

if token **in** {(,number} **then** ...

```
procedure factor ( synchset ) ;
begin
 checkinput ( { (, number }, synchset ) ;
 if not ( token in synchset ) then
  case token of
  ( :  match( ( ) ;
       exp ( { ) } ) ;
       match( ) ) ;
  number :
       match(number) ;
  else error ;
  end case ;
  checkinput ( synchset, { (, number }) ;
 end if ;
end factor ;
```

← Hvorfor ikke også ”synchset”?

```
procedure scanto ( synchset ) ;
begin
  while not ( token in synchset ∪ { $ }) do
     getToken ;
end scanto ;

procedure checkinput ( firstset, followset ) ;
begin
  if not ( token in firstset ) then
     error ;
     scanto ( firstset ∪ followset ) ;
  end if ;
end;
```

Løsningsforslag på oppgaver

Noen spørsmål om Tiny-grammatikken

program → *stmt-sequence*
stmt-sequence → *stmt-sequence* **;** *statement* | *statement*
statement → *if-stmt* | *repeat-stmt* | *assign-stmt* | *read-stmt* | *write-stmt*
if-stmt → **if** *exp* **then** *stmt-sequence* **end**
| **if** *exp* **then** *stmt-sequence* **else** *stmt-sequence* **end**
repeat-stmt → **repeat** *stmt-sequence* **until** *exp*
assign-stmt → **identifier** **:=** *exp*
read-stmt → **read** **identifier**
write-stmt → **write** *exp*
exp → *simple-exp comparison-op simple-exp* | *simple-exp*
comparison-op → **<** | **=**
simple-exp → *simple-exp addop term* | *term*
addop → **+** | **-**
term → *term mulop factor* | *factor*
mulop → ***** | **/**
factor → **(** *exp* **)** | **number** | **identifier**

- *Er grammatikken entydig?*
- *Hva om vi vil tillate tomme setninger*
- *Hva om vi vil ha semikolon etter og ikke mellom setningene?*
- *Hva slags assossiativitet og presedens er det for operatorene?*

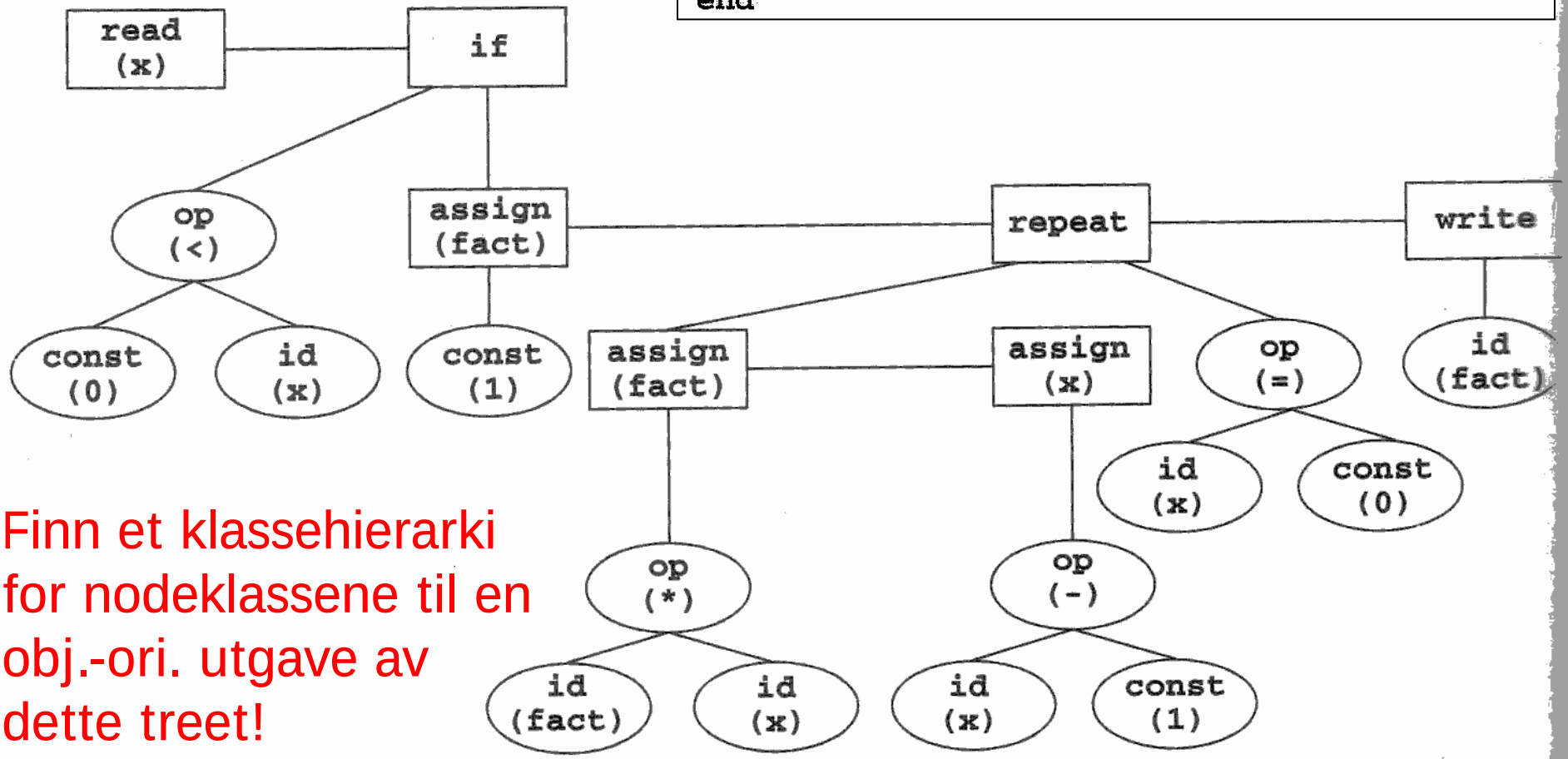
Svar på spørsmålene på forrige foil

- Er grammatikken entydig?
  - Dette er generelt *uavgjørbart* for generelle BNF-grammatikker
  - Vi skal se på metode for å avgjøre det for mange praktiske grammatikker
  - Denne er ihvertfall delt opp i presedens-nivåer, og har assossiativites-angivelse, og er nok derved entydig. If-setninger med både **else** og **end** er ikke noe problem for entydigheten.
- Hva om vi vil tillate tomme setninger
  - Det er bare å sette til et tomt alternativ for *statement*
  - Den ser ut til fremdeles å være entydig
- Hva om vi vil ha semikolon etter og ikke mellom setningene?
  - Bytt ut reglen for stmt-sequence med (men også forr. oppg. Løser dette) :

    stmt-sequence - > stmt-sequence statement ; | statement ;
- Hva slags assosiativitet og presedens er det for operatorene?
  - Høyest presedens * / Venstre-assossiativ
  - Midlere presedens + - Venstre-assossiativ
  - Lavest presedens < = Ikke-assossiativitet (bare to operander)
  - Kunne altså brukt flertydig grammatikk, med disse tilleggs-reglene

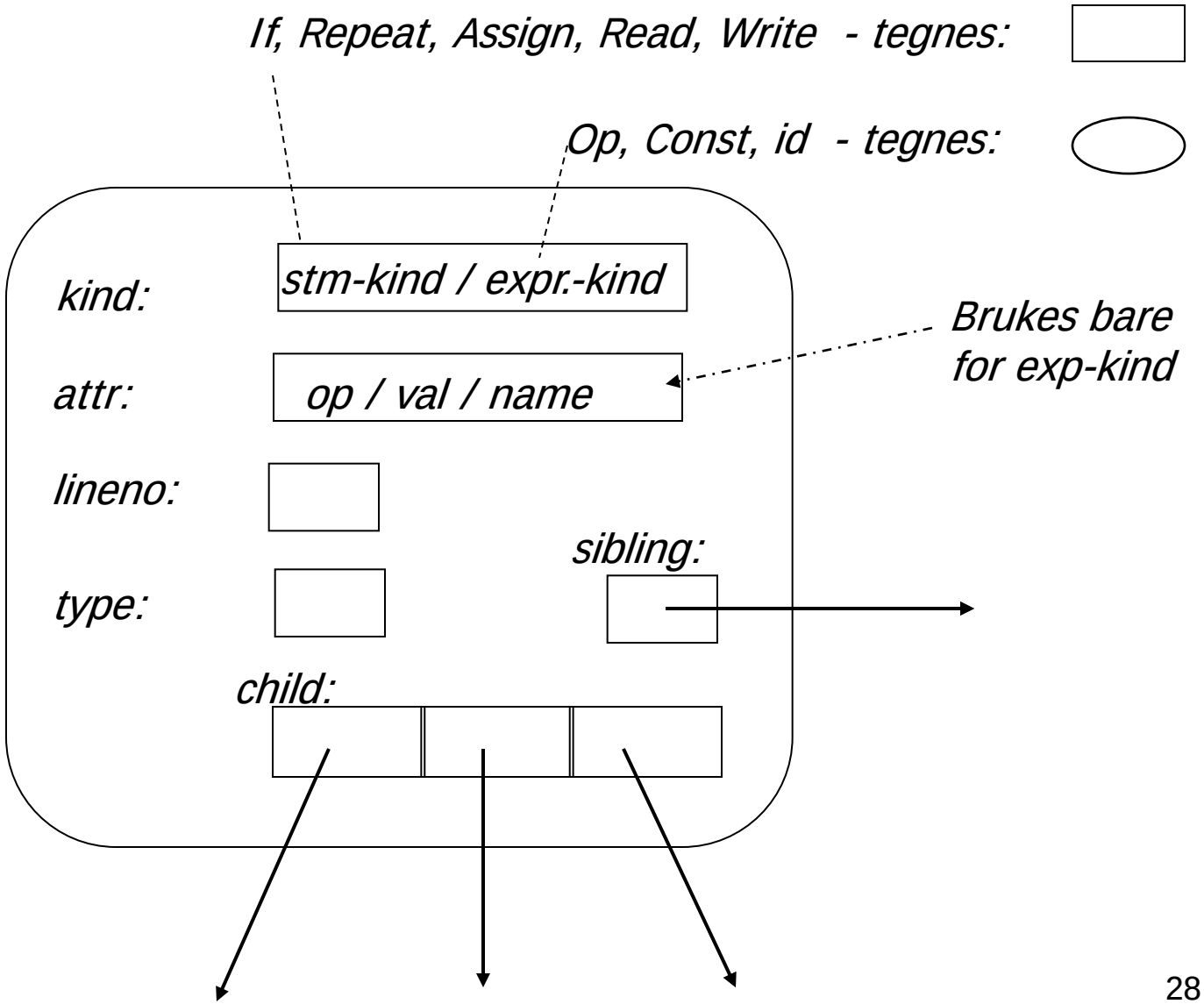
```
read x; { input an integer }
if 0 < x then { don't compute if x <= 0 }
   fact := 1;
   repeat
     fact := fact * x;
     x := x - 1
   until x = 0;
   write fact { output factorial of x }
end
```

Abstrakt syntakstre for Tiny-programmet:



Finn et klassehierarki for nodeklassene til en obj.-ori. utgave av dette treet!

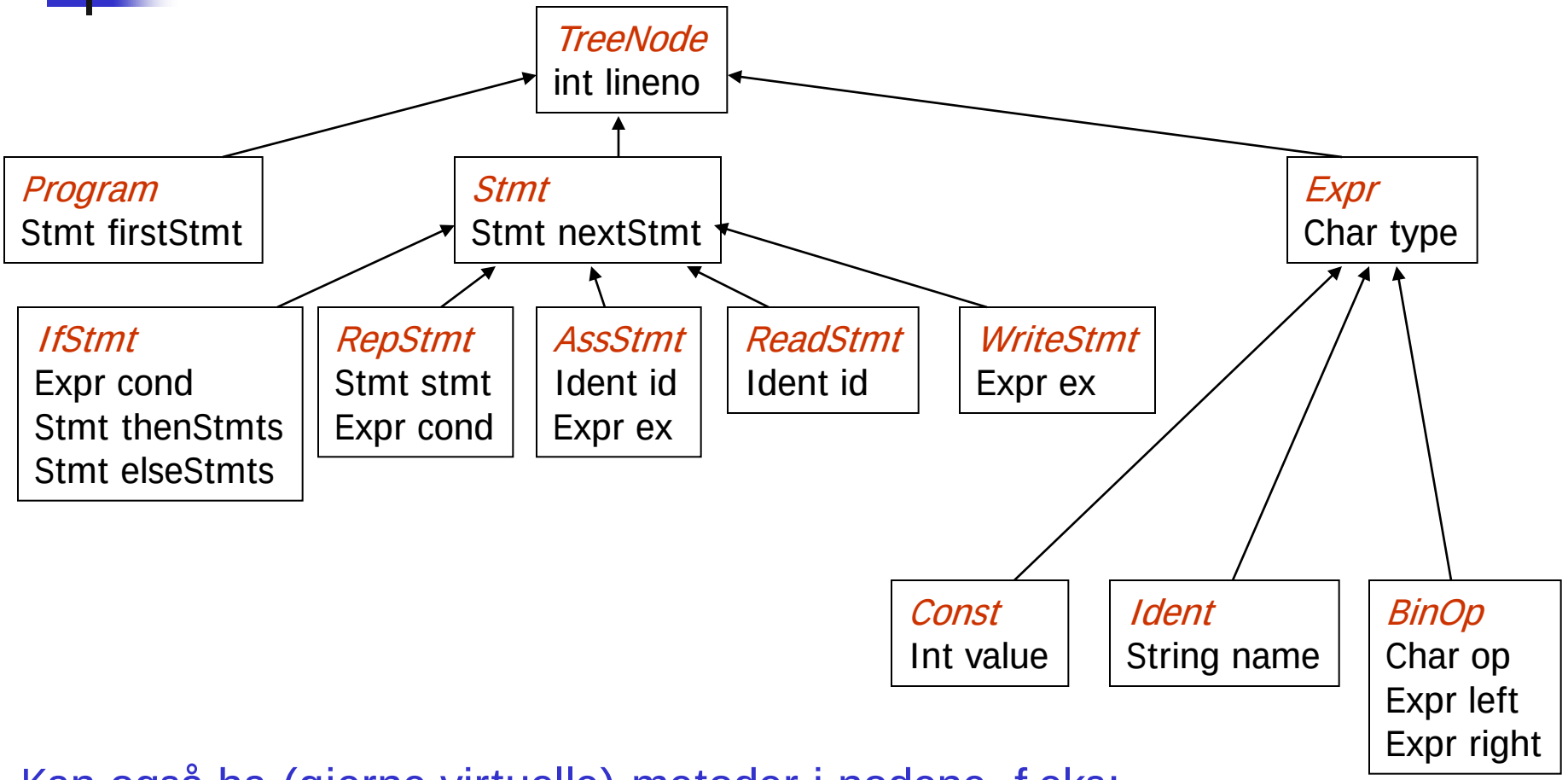
Nodestruktur i C for Tiny



Denne nodestrukturen passer enda bedre med et OO-språk med klasser /sublklasser **som implementasjons-språk.**

Nodeklasser for OO-utgave av abst.-synt.-tre for Tiny-språket.

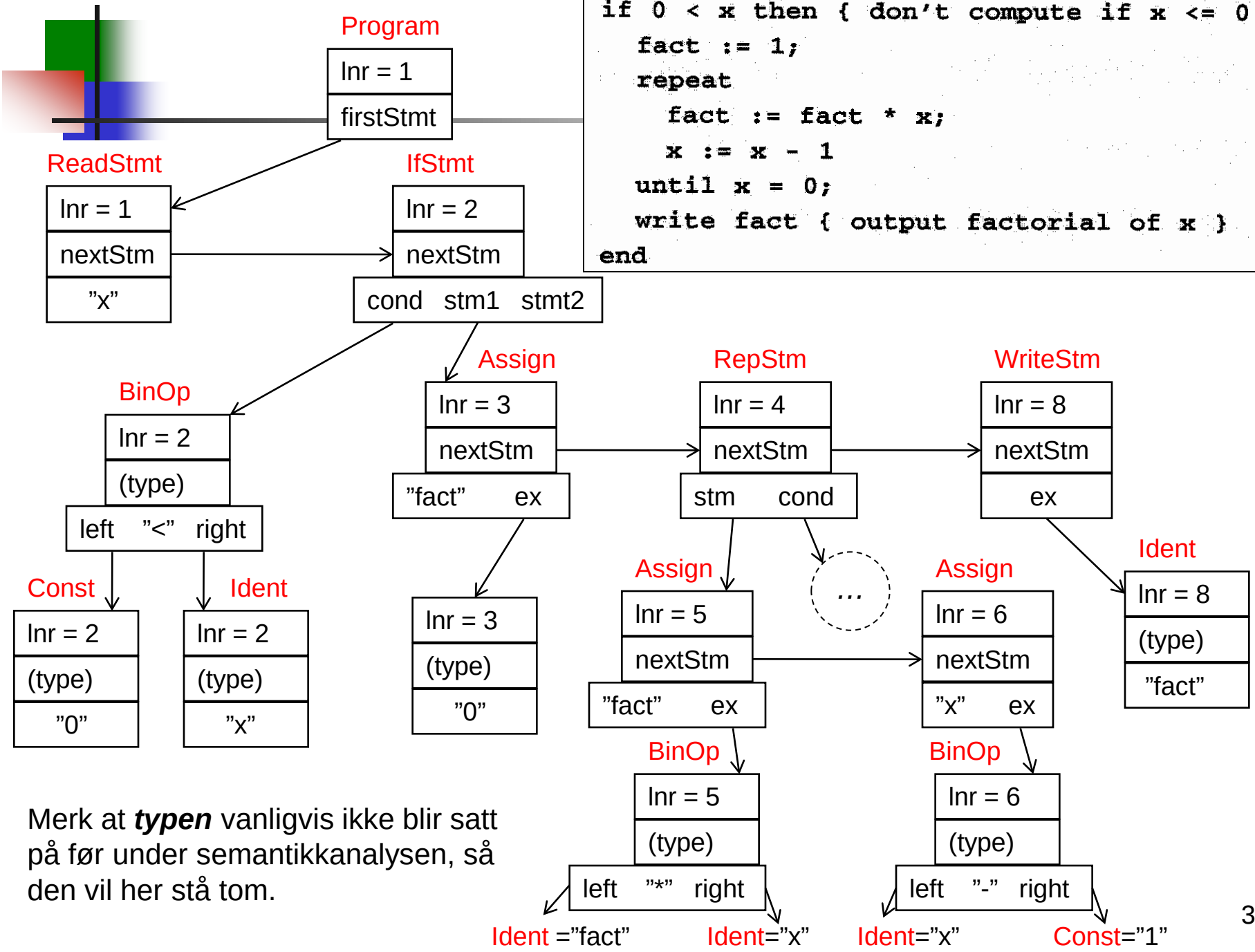
Merk: Dette er altså en fast subklasse-struktur i kompilatoren, og må ikke forveksles med det abstrakte syntaks-treet for et gitt program!



Kan også ha (gjerne virtuelle) metoder i nodene, f.eks:

- doSemAnalyses(); Gjør semantisk analyse av noden, og av subtreet det er rot i
- generateCode(); Genererer kode for noden, og for subtreet det er rot i

```
read x; { input an integer }
if 0 < x then { don't compute if x <= 0 }
  fact := 1;
  repeat
    fact := fact * x;
    x := x - 1
  until x = 0;
  write fact { output factorial of x }
end
```



Merk at ***typen*** vanligvis ikke blir satt på før under semantikkanalysen, så den vil her stå tom.

Entydig grammatikk for uttrykk med eksponensiering

Uten eksponensiering:

exp → *exp addop term* | *term*
addop → **+** | **-**
term → *term mulop factor* | *factor*
mulop → *****
factor → **(** *exp* **)** | **number**

Med eksponensiering. Vi treneger en ny ikke-terminal ”expon”:

exp -> *exp addop term* | *term*
addop -> **+** | **-**
term -> *term mulop factor*
mulop -> *****
factor -> *expon exponop factor*
exponop -> **^**
expon -> **(** *exp* **)** | **number**

Høyre-assosiativ!

Algoritme for å beregne mengden av utnullbare ikke-teminaler (uten å beregne First)

Vi skal ha en mengde ”UNB” av ikke-terminaler:

- Er fra starten tom
- Skal få nye elementer etter en regel 1 og 2 under
- Når den ikke øker mer er vi ferdig

1. Først legges alle ikke-terminaler A som har en produksjon A -> ε, inn i UNB
2. (Gjentas til det ikke blir mer forandring):

   Om en ikke-terminal A har et alternativ:

   A -> ... | B C ... G | ...

   der alle B C ... G er ikke-terminaler som allerede er med i UNB, så legg også A inn i UNB.