LL(1)-kielistä

LL(1)-kielen Idea: Kun seuraava syötemerkki tunnetaan, voidaan valita sovellettava sääntö yksinkäsitteisesti.

Formaalisti: Kielioppi on LL(1)-muodossa, jos kaikille $A \to \omega_1$ ja $A \to \omega_2$ pätee

$FIRST(\{\omega_1\}FOLLOW(A)) \cap FIRST(\{\omega_2\}FOLLOW(A)) = \emptyset$,

missä $FIRST(\omega) = \{a \in \Sigma | \omega \Rightarrow^* ax,\text{ missä } x \in \Sigma^*\} \cup \{\epsilon|\text{ jos } \omega \Rightarrow^* \epsilon\}$.

$FOLLOW(A) = \{a \in \Sigma | S \Rightarrow^* \alpha A a \beta \text{ jollain } \alpha, \beta \in V^*\} \cup \{\epsilon | S \Rightarrow^* \alpha A \text{ jollain } \alpha \in V^*\}$

LL(1)-testi

Idea: Mitkä ovat 1. päätemerkit, jos valitaan sääntö $A \to \omega_1$? Jos sääntö $A \to \omega_2$ tuottaa samoja 1. päätemerkkejä, ei valinta ole yksinkäsitteinen!

$FIRST(\{\omega_1\}FOLLOW(A))$:n laskeminen

- Tutki ensin ω_1:n 1. päätemerkit
- jos voi olla $\omega_1 = \epsilon$, niin tutki myös $FOLLOW(A)$:n 1. päätemerkit
- ts. jos johdos on $\alpha A \beta$ ja $A = \epsilon$, niin seuraava päätemerkki on β:n 1. päätemerkki

Esimerkki

$S \to Amiu | mauSmau | \epsilon$
$A \to purr | \epsilon$

$FIRST(\{Amiu\}FOLLOW(S)) = FIRST(\{purrmiu, \epsilon miu\}FOLLOW(S)) = \{p, m\}$

$FIRST(\{mauSmau\}FOLLOW(S)) = FIRST(\{mau\}FOLLOW(S)) = \{m\}$

$FIRST(\{\epsilon\}FOLLOW(S)) = FIRST(\{\epsilon\}\{\epsilon, mau\}) = \{\epsilon, m\}$

Siis ei ole LL(1)!

Jäsennyksessä

Oletetaan, että kielioppi on LL(1)-muodossa.

Jos seuraava syötemerkki löytyy joukosta $FIRST(\{\omega_1\}FOLLOW(A))$, niin valitse sääntö $A \rightarrow \omega_1$

Muunnos LL(1):een

Huom! LL(1)-kielet kattavat vain pienen joukon kontekstittomia kieli – kaikkia kielioppeja ei siis voi muuntaa LL(1)-muotoon. Joskus kieli on LL(1), mutta annettu kielioppi ei ole oikeassa muodossa. Tällaiset ”melkein” LL(1)-kieliopit voi muokata oikeaan muotoon seuraavilla operaatioilla:

Vasen tekijöinti

Sääntö $A \rightarrow \alpha\beta_1|\alpha\beta_2$ korvataan säännöillä

$A \rightarrow \alpha A'$
$A' \rightarrow \beta_1|\alpha\beta_2$

Otetaan siis yhteinen tekijä eteen.

Poistetaan välitön vasen rekursio

Sääntö $A \rightarrow A\beta|\alpha$ $(\beta \neq \epsilon)$ korvataan säännöillä

$A \rightarrow \alpha A'$
$A' \rightarrow \beta A'|\epsilon$

Perustelu: A:n johdot ovat muotoa $A \Rightarrow A\beta \Rightarrow A\beta\beta \Rightarrow A\beta\beta\beta \Rightarrow ... \Rightarrow \alpha\beta\beta...\beta$ eli $\alpha\beta^*$. Lopulta on siis valittava sääntö $A \rightarrow \alpha$ tai rekursio ei pääty ikinä.