T-79.146 **Kevät 2003**
Logiikka tietotekniikassa: erityiskysymyksiä I
Laskuharjoitus 8
Ratkaisut

1. **KB** on symmetristen kehysten joukko. Käännetään annettu lause predikaattilogiikkaan:

$$
\begin{aligned}
&\tau(\neg\Box\neg\Box\neg\Box\neg P \to \neg\Box\neg P, x)\\
&= \tau(\neg\Box\neg\Box\neg\Box\neg P, x) \to \tau(\neg\Box\neg P, x)\\
&= \neg\tau(\Box\neg\Box\neg\Box\neg P, x) \to \neg\tau(\Box\neg P, x)\\
&= \neg\forall y\big(R(x,y) \to \tau(\neg\Box\neg\Box\neg P, y)\big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \tau(\neg P, y)\big)\\
&= \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg\tau(\Box\neg\Box\neg P, y)\big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg\tau(P, y)\big)\\
&= \neg\forall y\Big(R(x,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \tau(\neg\Box\neg P, x)\big)\Big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\\
&= \neg\forall y\Big(R(x,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \neg\tau(\Box\neg P, x)\big)\Big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\\
&= \neg\forall y\Big(R(x,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \tau(\neg P, y)\big)\big)\Big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\\
&= \neg\forall y\Big(R(x,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg\tau(P, y)\big)\big)\Big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\\
&= \neg\forall y\Big(R(x,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\big)\Big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\\
&= \varphi
\end{aligned}
$$

Myös kehysaksiooma esitetään predikaattilogiikan lauseena, jolloin saadaan lause

$$\forall x\forall y\big(R(x,y) \to R(y,x)\big) \qquad \text{(symmetrisyys)}$$

Tämä lause otetaan mukaan taulutodistukseen merkitsemällä se taulun juureen todeksi. Lisäksi tauluun merkitään lause $\forall x\varphi$ epätodeksi.

Muodostetaan taulu:

1.	$\forall x\forall y\big(R(x,y) \to R(y,x)\big)$	
2.	$\neg\forall x\Big(\neg\forall y\Big(R(x,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\big)\Big) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\Big)$	
3.	$\neg\Big(\neg\forall y\Big(R(c,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\big)\Big) \to \neg\forall y\big(R(c,y) \to \neg P(y)\big)\Big)$	(2, x/c)
4.	$\neg\forall y\Big(R(c,y) \to \neg\forall x\big(R(y,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\big)\Big)$	(3)
5.	$\neg\neg\forall y\big(R(c,y) \to \neg P(y)\big)$	(3)
6.	$\neg\Big(R(c,d) \to \neg\forall x\big(R(d,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\big)\Big)$	(4, y/d)
7.	$\forall y\big(R(c,y) \to \neg P(y)\big)$	(5)
8.	$R(c,d)$	(6)
9.	$\neg\neg\forall x\big(R(d,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\big)$	(6)
10.	$\forall x\big(R(d,x) \to \neg\forall y\big(R(x,y) \to \neg P(y)\big)\big)$	(9)
11.	$R(d,c) \to \neg\forall y\big(R(c,y) \to \neg P(y)\big)$	(10, x/c)

12.	$\neg R(d,c)$	(11)	13.	$\neg\forall y\big(R(c,y) \to \neg P(y)\big)$	(11)
14.	$\forall y\big(R(c,y) \to R(y,c)\big)$	(1, x/c)	18.	$\neg\big(R(c,e) \to \neg P(e)\big)$	(13, y/e)
15.	$R(c,d) \to R(d,c)$	(14, y/d)	19.	$R(c,e)$	(18)
16.	$\neg R(d,c)$ (15)		20.	$\neg\neg P(e)$	(18)
	$\otimes$		21.	$R(c,e) \to \neg P(e)$	(7, y/e)
17.	$R(d,c)$ (15)		22.	$\neg R(c,e)$ (21)	
	$\otimes$			$\otimes$	
			23.	$\neg P(e)$ (21)	
				$\otimes$	

2. a) $\mathcal{M}, s_1 \Vdash K_1P$, koska $v(s_1, P) = v(s_2, P) = \text{true}$, ja
$\mathcal{M}, s_1 \Vdash K_2P$ ja $\mathcal{M}, s_1 \Vdash K_3P$, koska $v(s_1, P) = \text{true}$. Siten
$\mathcal{M}, s_1 \Vdash EP$.

   b) $\mathcal{M}, s_1 \Vdash K_2EP$ ja $\mathcal{M}, s_1 \Vdash K_3EP$, koska $\mathcal{M}, s_1 \Vdash EP$. Lisäksi
$\mathcal{M}, s_2 \Vdash K_1P$, koska $v(s_1, P) = v(s_2, P) = \text{true}$,
$\mathcal{M}, s_2 \Vdash K_2P$, koska $v(s_2, P) = v(s_3, P) = \text{true}$ ja
$\mathcal{M}, s_2 \Vdash K_3P$, koska $v(s_2, P) = \text{true}$. Siten
$\mathcal{M}, s_2 \Vdash EP$, mistä seuraa, että
$\mathcal{M}, s_1 \Vdash K_1EP$. Siis
$\mathcal{M}, s_1 \Vdash EEP$.

   Toisaalta tulos saadaan myös, jos huomataan, että P on tosi kaikissa maailmoissa, jotka ovat saavutettavissa s_1:stä kahdella askeleella.

   c) $\mathcal{M}, s_1 \nVdash CP$, koska s_4 on C-saavutettavissa s_1:stä ja $v(s_4, P) = \text{false}$.

3. Olkoon φ lause, joka ei ole **S5**-pätevä. Tällöin sillä on olemassa universaali vastamalli $\mathcal{M} = \langle S, R, v\rangle$, jossa on maailma $s \in S$, jolle $\mathcal{M}, s \nVdash \varphi$.

   Olkoon

$$F = \{\Box\psi \mid \Box\psi \text{ on } \varphi\text{:n alilause ja } \mathcal{M}, s \Vdash \neg\Box\psi\}.$$

   Silloin jokaista lausetta $\Box\psi \in F$ vastaa maailma $s_\psi \in S$ siten, että $\langle s, s_\psi\rangle \in R$ ja

$$\mathcal{M}, s_\psi \Vdash \neg\psi.$$

   Olkoon $\mathcal{M}' = \langle S', R', v'\rangle$, missä

$$S' = \{s\} \cup \{s_\psi \mid \Box\psi \in F\} \subseteq S,$$

   $R' = S' \times S'$ ja $v'(s', P) = v(s', P)$ kaikille φ:ssä esiintyville atomilauseille P ja kaikille $s' \in S'$. Koska $|F| < |\text{Sub}(\varphi)|$, on silloin $|S'| \leq |\text{Sub}(\varphi)|$. ($|\text{Sub}(\varphi)|$ on φ:n alilauseiden lukumäärä.)

   Osoitetaan induktiolla, että jokaiselle $s' \in S'$ ja jokaiselle φ:n alilauseelle ψ pätee

$$\mathcal{M}, s' \Vdash \psi \quad \text{joss} \quad \mathcal{M}', s' \Vdash \psi.$$

   Perustapaus (alilause on atomilause) on triviaali. Myös muotoa $\psi' \wedge \psi''$ ja $\neg\psi$ olevien alilauseiden induktioaskeleet seuraavat heti. Olkoon sitten alilause muotoa $\Box\psi$. Olkoon $s' \in S'$.

Jos $\mathcal{M}, s' \Vdash \Box\psi$, niin $\mathcal{M}, t \Vdash \psi$ kaikilla $t \in S'$, koska $\mathcal{M}$ on universaali. Induktio-oletuksen perusteella $\mathcal{M}', t \Vdash \psi$ kaikilla $t \in S'$, mistä seuraa, että $\mathcal{M}', s' \Vdash \Box\psi$.

Toisaalta, jos $\mathcal{M}, s' \nVdash \Box\psi$, niin $\mathcal{M}, t \Vdash \neg\Box\psi$ kaikilla $t \in S'$, koska $\mathcal{M}$ on universaali. Erityisesti $\mathcal{M}, s \Vdash \neg\Box\psi$, ja siksi $\Box\psi \in F$. On siis olemassa maailma $s_\psi \in S'$ siten, että $\langle s, s_\psi \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, s_\psi \Vdash \neg\psi$, eli $\mathcal{M}, s_\psi \nVdash \psi$. Induktio-oletuksen perusteella seuraa, että $\mathcal{M}', s_\psi \nVdash \psi$, joten $\mathcal{M}', s_\psi \Vdash \neg\psi$. Koska myös $\mathcal{M}'$ on universaali, seuraa, että $\mathcal{M}', s' \nVdash \Box\psi$.

Koska erityisesti $s \in S'$ ja $\mathcal{M}, s \nVdash \varphi$, yllä olevan tuloksen perusteella seuraa, että $\mathcal{M}', s \nVdash \varphi$. Siten myös $\mathcal{M}'$ on vastamalli φ:lle.

Jos φ ei ole **S5**-pätevä, on olemassa universaali vastamalli $\mathcal{M}$ ja maailma s siten, että $\mathcal{M}, s \nVdash \varphi$. Yllä olevan konstruktion avulla saadaan φ:lle toinen universaali vastamalli $\mathcal{M}'$, jossa on korkeintaan $|\mathrm{Sub}(\varphi)|$ maailmaa.