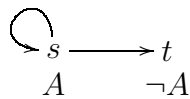


Logiikka tietotekniikassa: erityiskysymyksiä I

Laskuharjoitus 2

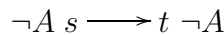
Ratkaisut

1. a) $\mathcal{M} = \langle S, R, v \rangle$, $S = \{s, t\}$, $R = \{\langle s, s \rangle, \langle s, t \rangle\}$, $v(s, A) = \text{true}$, $v(t, A) = \text{false}$.



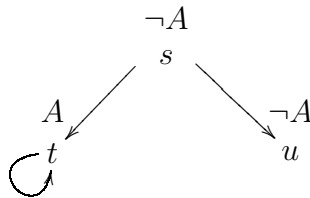
$\mathcal{M}, s \Vdash \Diamond A$ pätee, koska $\langle s, s \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, s \Vdash A$. $\mathcal{M}, s \Vdash \Box A$ ei kuitenkaan päde, koska $\langle s, t \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, t \not\Vdash A$. Siis $\mathcal{M}, s \not\Vdash \Diamond A \rightarrow \Box A$.

- b) $\mathcal{M} = \langle S, R, v \rangle$, $S = \{s, t\}$, $R = \{\langle s, t \rangle\}$, $v(s, A) = v(t, A) = \text{false}$.



Koska $\langle s, t \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, t \not\Vdash A$, $\mathcal{M}, s \not\Vdash \Box A$. Siten $\mathcal{M}, s \Vdash \neg \Box A$ pätee. Koska maailmalla t ei ole seuraajia relaatiossa R , $\mathcal{M}, t \Vdash \Box A$ pätee. Tällöin $\mathcal{M}, t \not\Vdash \neg \Box A$, mistä seuraa, että $\mathcal{M}, s \not\Vdash \Box \neg \Box A$ (koska $\langle s, t \rangle \in R$). Siis $\mathcal{M}, s \not\Vdash \neg \Box A \rightarrow \Box \neg \Box A$.

- c) $\mathcal{M} = \langle S, R, v \rangle$, $S = \{s, t, u\}$, $R = \{\langle s, t \rangle, \langle s, u \rangle, \langle t, t \rangle\}$, $v(s, A) = v(u, A) = \text{false}$ ja $v(t, A) = \text{true}$.



$\mathcal{M}, t \Vdash \Diamond A$, koska $\langle t, t \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, t \Vdash A$. Koska t on itsensä ainoa seuraaja R -relaatiossa, myös $\mathcal{M}, t \Vdash \Box A$ pätee. Siten $\mathcal{M}, t \Vdash \Diamond A \wedge \Box A$ pätee, mistä seuraa, että $\mathcal{M}, s \Vdash \Diamond(\Diamond A \wedge \Box A)$ pätee (koska $\langle s, t \rangle \in R$). Koska u :lla ei ole R -relaatiossa seuraajia, $\mathcal{M}, u \not\Vdash \Diamond A$. Koska $\langle s, u \rangle \in R$, seuraa tästä, että $\mathcal{M}, s \not\Vdash \Box \Diamond A$. Siten $\mathcal{M}, s \not\Vdash \Diamond(\Diamond A \wedge \Box A) \rightarrow \Box \Diamond A$.

- d) $\mathcal{M} = \langle S, R, v \rangle$, $S = \{s, t\}$, $R = \{\langle s, s \rangle, \langle s, t \rangle\}$, $v(s, A) = v(t, B) = \text{true}$, $v(s, B) = v(t, A) = \text{false}$.

$$\begin{array}{ccc} \textcircled{s} & \longrightarrow & t \\ A, \neg B & & \neg A, B \end{array}$$

$\mathcal{M}, s \Vdash \diamond A$ pätee, koska $\langle s, s \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, s \Vdash A$ pätee. Myös $\mathcal{M}, s \Vdash \diamond B$ on voimassa, koska $\langle s, t \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, t \Vdash B$. Siten $\mathcal{M}, s \Vdash \diamond A \wedge \diamond B$. $\mathcal{M}, s \Vdash \diamond(A \wedge B)$ ei kuitenkaan päde, sillä s :llä ei ole olemassa sellaista seuraajaa s' R -relaatiossa, jolle päisi $\mathcal{M}, s' \Vdash A \wedge B$. Siis $\mathcal{M}, s \not\Vdash (\diamond A \wedge \diamond B) \rightarrow \diamond(A \wedge B)$.

2. Olkoon $\mathcal{M} = \langle S, R, v \rangle$.

(\Rightarrow) Oletetaan, että $\diamond \top$ on pätevä mallissa. Olkoon $s \in S$ mikä tahansa mallin maailma. Oletuksen perusteella $\mathcal{M}, s \Vdash \diamond \top$ pätee, mistä seuraa, että on olemassa $t \in S$ siten, että $\langle s, t \rangle \in R$ ja $\mathcal{M}, t \Vdash \top$. Edelleen päätellään, että

jos $\mathcal{M}, s \Vdash \Box A$, niin silloin välttämättä myös $\mathcal{M}, t \Vdash A$,

s :n seuraajalle t , ja siksi

$$\mathcal{M}, s \Vdash \diamond A.$$

Siis jos $\mathcal{M}, s \Vdash \Box A$, niin silloin myös $\mathcal{M}, s \Vdash \diamond A$. Siten $\mathcal{M}, s \Vdash \Box A \rightarrow \diamond A$, eli myös $\Box A \rightarrow \diamond A$ on pätevä mallissa.

(\Leftarrow) Oletetaan, että $\Box A \rightarrow \diamond A$ on pätevä mallissa. Olkoon $s \in S$. Osoitetaan, että nyt on välttämättä olemassa $t \in S$ siten, että $\langle s, t \rangle \in R$. Jos näin ei olisi, s :llä ei olisi R -relaatiossa yhtään seuraajaa, jolloin $\mathcal{M}, s \Vdash \Box A$ olisi voimassa. Koska $\Box A \rightarrow \diamond A$ on oletuksen mukaan pätevä mallissa, olisi nyt välttämättä oltava myös $\mathcal{M}, s \Vdash \diamond A$, mistä seuraa ristiriita.

On siis olemassa $t \in S$ siten, että $\langle s, t \rangle \in R$. Siten $\mathcal{M}, t \Vdash \top$, jolloin myös $\mathcal{M}, s \Vdash \diamond \top$ pätee. Seuraa, että $\diamond \top$ on pätevä mallissa.

3. Käytetään tehtävässä hyväksi generoiduille alimalleille¹ voimassa olevaa tulosta:

¹Olkoon annettu malli $\mathcal{M} = \langle S, R, v \rangle$. Joukon $S_0 \subseteq S$ generoima alimalli $\mathcal{M}' = \langle S', R', v' \rangle$ on malli, joka toteuttaa seuraavat ehdot:

1. S' on pienin S :n osajoukko, joka toteuttaa ehdot
 - $S_0 \subseteq S'$.
 - S' on R -suljettu: jos on olemassa maailmat $s \in S'$ ja $t \in S$ siten, että $\langle s, t \rangle \in R$, niin silloin on oltava myös $t \in S'$.
2. $R' = (S' \times S') \cap R$.
3. Kaikille atomilauseille P ja kaikille maailmoille $s \in S'$: $v'(s, P) = v(s, P)$.

Jos $\mathcal{M}' = \langle S', R', v' \rangle$ on mallin $\mathcal{M} = \langle S, R, v \rangle$ maailmojen joukon $S_0 \subseteq S$ generoima alimalli, niin silloin kaikille lauseille P ja kaikille maailmoille $s \in S'$ pätee

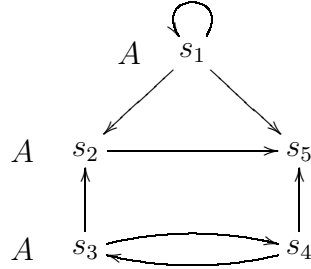
$$\mathcal{M}, s \Vdash P \quad \text{joss} \quad \mathcal{M}', s \Vdash P.$$

Koska tehtävässä annettu lause

$$\Box((\Box\Box A \rightarrow \Diamond\Box A) \wedge \Diamond\Box(\Box A \rightarrow \Diamond A)) \rightarrow (\Diamond(\Diamond A \rightarrow \Box A) \rightarrow ((\Diamond A \wedge \Box\Box A) \vee \Diamond\Box\Box\neg A))$$

on tosi tehtävässä annetun mallin \mathcal{M} maailmassa s_4 , se on tosi myös missä tahansa \mathcal{M} :stä generoidussa alimallissa, joka sisältää maailman s_4 .

Tehtävän malli \mathcal{M} :



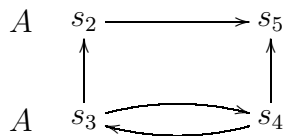
Muodostetaan maailmojen joukon $S_0 = \{s_4\}$ generoima alimalli $\mathcal{M}' = \langle S', R', v' \rangle$.

Koska $S_0 \subseteq S'$, niin $s_4 \in S'$. Koska nyt $s_3 \in S$, $s_5 \in S$ ja $\langle s_4, s_3 \rangle \in R$, $\langle s_4, s_5 \rangle \in R$, on oltava $s_3 \in S'$ ja $s_5 \in S'$, jotta S' olisi R -suljettu. Edelleen, koska $s_2 \in S$ ja $\langle s_3, s_2 \rangle \in R$, on myös oltava $s_2 \in S'$. Koska maailma s_1 ei ole saavutettavissa maailmoista s_2, s_3, s_4 tai s_5 R -relaation kaarten välityksellä, maailmojen joukko $\{s_2, s_3, s_4, s_5\}$ on R -suljettu. Selvästi tämä joukko on myös pienin S :n R -suljettu osajoukko, joka sisältää maailman s_3 . Generoidun alimallin ehtojen täyttämiseksi voidaan siis määritellä

$$S' = \{s_2, s_3, s_4, s_5\},$$

$$R' = \{\langle s_2, s_5 \rangle, \langle s_3, s_2 \rangle, \langle s_3, s_4 \rangle, \langle s_4, s_3 \rangle, \langle s_4, s_5 \rangle\}$$

ja $v'(s_2, A) = v'(s_3, A) = \text{true}$, $v'(s_4, A) = v'(s_5, A) = \text{false}$, jolloin malli \mathcal{M}' on



Koska tehtävän lause toteutuu mallin \mathcal{M} maailmassa s_4 , se toteutuu myös mallin \mathcal{M}' maailmassa s_4 , koska \mathcal{M}' on generoitu alimalli. Koska \mathcal{M}' sisältää neljä mahdollista maailmaa, se on eräs tehtävän ratkaisu.

4. $\mathcal{F} = \langle S, R \rangle$:

$$\begin{array}{ccc} s_1 & \longrightarrow & s_2 \\ \uparrow & & \downarrow \\ s_4 & \longleftarrow & s_3 \end{array}$$

$\mathcal{F}' = \langle S', R' \rangle$, missä $S' = \{r_1, r_2\}$ ja $R' = \{\langle r_1, r_2 \rangle, \langle r_2, r_1 \rangle\}$:



Muodostetaan kuvaus $f : S \rightarrow S'$:

$$\begin{aligned} f(s_1) &= f(s_3) = r_1 \\ f(s_2) &= f(s_4) = r_2 \end{aligned}$$

Kuvaus f on p-morfismi, koska

1. f on surjektiivinen (esim. $r_1 = f(s_1)$ ja $r_2 = f(s_2)$)
2. $\forall s, t \in S$: jos sRt pätee, niin $f(s)R'f(t)$ pätee
(Esimerkiksi paria $\langle s_1, s_2 \rangle \in R$ vastaa pari $\langle f(s_1), f(s_2) \rangle = \langle r_1, r_2 \rangle$, joka kuuluu relaatioon R' ; loput relaation R parit voidaan tarkistaa vastaavasti.)
3. $\forall s \in S \forall t \in S'$: jos $f(s)R't$ pätee, niin on olemassa $u \in S$ siten, että sRu ja $f(u) = t$ pätee
(Esimerkiksi $\langle r_2, r_1 \rangle = \langle f(s_4), r_1 \rangle \in R'$, ja havaitaan, että $s_1 \in S$, s_4Rs_1 ja $f(s_1) = r_1$; loput tapaukset vastaavasti.)

P-morfismeja koskevan proposition perusteella seuraa, että

$$\text{jos } \mathcal{F} \models P, \quad \text{niin } \mathcal{F}' \models P$$

kaikille lauseille P .