

# **Ehrenfeucht–Fraïssé-peleistä**

Pauli Niva

Kandidaatintutkielma  
HELSINGIN YLIOPISTO  
Tietojenkäsittelytieteen laitos

Helsinki, 6. toukokuuta 2016

Tiedekunta — Fakultet — Faculty		Laitos — Institution — Department	
Matemaattis-luonnontieteellinen		Tietojenkäsittelytieteen laitos	
Tekijä — Författare — Author			
Pauli Niva			
Työn nimi — Arbetets titel — Title			
Ehrenfeucht–Fraïssé-peleistä			
Oppiaine — Läroämne — Subject			
Tietojenkäsittelytiede			
Työn laji — Arbetets art — Level		Aika — Datum — Month and year	Sivumäärä — Sidoantal — Number of pages
Kandidaatintutkielma		6. toukokuuta 2016	19
Tiivistelmä — Referat — Abstract			
<p>Tämä kirjallisuuskatsaus esittelee Ehrenfeucht–Fraïssé-pelin, sen ominaisuuksia sekä sitä, miten ja missä sitä käytetään. Ehrenfeucht–Fraïssé-peli on malliteorian työkalu, jonka avulla voidaan määritellä, toteuttavatko kaksi matemaattista rakennelmaa samat predikaattilogiikan lauseet eli ovatko rakennelmat elementaarisesti ekvivalentit. Malliteoria on matemaattisen logiikan ja laskettavuuden teorian osa-alue, joka tutkii matemaattisia rakennelmia. Näitä rakennelmia kutsutaan myös struktuureiksi tai malleiksi.</p> <p>Pelin pääsovellusalue on todistuksissa, joissa osoitetaan, että jokin määrätty mallin ominaisuus ei ole ilmaistavissa predikaattilogiikan kielellä. Ehrenfeucht–Fraïssé-peleistä on kehitetty monia variaatioita eri tarpeisiin ja eri logiikoille.</p> <p>Ehrenfeucht–Fraïssé pelit ovat erityisen tärkeitä äärellisten mallien teoriassa ja sen sovelluksissa tietojenkäsittelytieteessä, koska Ehrenfeucht–Fraïssé-pelit ovat yksi harvoista malliteorian tekniikoista, jotka toimivat rajoituttaessa äärettömästä äärelliseen. Monet muut yleisesti käytetyt tekniikat, kuten kompaktisuusteoreema, eivät toimi äärellisillä malleilla.</p> <p>ACM Computing Classification System (CCS): Theory of computation → Finite Model Theory</p>			
Avainsanat — Nyckelord — Keywords			
Ehrenfeucht–Fraïssé-peli, äärellisten mallien teoria			
Säilytyspaikka — Förvaringsställe — Where deposited			
Muita tietoja — Övriga uppgifter — Additional information			

# Sisältö

<b>1</b>	<b>Johdanto</b>	<b>1</b>
<b>2</b>	<b>Peruskäsitteitä</b>	<b>1</b>
2.1	Relaatiot . . . . .	2
2.2	Kielet . . . . .	2
2.3	Mallit . . . . .	3
2.4	Isomorfia . . . . .	4
2.5	Elementaarinen ekvivalenssi . . . . .	6
<b>3</b>	<b>EF-peli</b>	<b>6</b>
3.1	Pelin kulku . . . . .	6
3.2	EF-pelin ominaisuuksia . . . . .	10
<b>4</b>	<b>Sovelluksia</b>	<b>10</b>
4.1	Sovellusaloja . . . . .	10
4.2	Ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan rajoitteet . . . .	12
4.3	Kongruenssiapulauseet . . . . .	14
4.4	Bisimulaatio . . . . .	16
<b>5</b>	<b>Yhteenveto</b>	<b>17</b>
	<b>Lähteet</b>	<b>18</b>

# 1 Johdanto

Tässä tutkielmassa tarkastellaan Ehrenfeucht–Fraïssé-pelejä, joita sovelletaan logiikan määrittelemättömyystulosten todistamisessa ja tietojenkäsittelytieteessä esimerkiksi tietokantakielten ilmaisuvoiman mittaamisessa tai verkkojen tutkimisessa. Alunperin Ehrenfeucht–Fraïssé-peli määriteltiin ensimmäisen kertaluvun predikaattilogiikalle, mutta tästä pelistä kehitettiin nopeasti erilaisia variaatioita monille muille logiikoille, kuten esimerkiksi kiintopistelogiikalle (fixpoint logic) [3] ja lineaariselle temporaalilogiikalle (linear temporal logic) [6].

Ensimmäisen kerran *elementaarinen ekvivalenssi* eli se, että täsmälleen samat ensimmäisen kertaluokan lauseet ovat tosia  $A$ :ssa ja  $B$ :ssä, esiintyy kirjallisuudessa Alfred Tarskin artikkelissa Grundzüge der Systemenkalküls 1 vuodelta 1935 [22]. Roland Fraïssé käytti väitöskirjatyössään [9] vuonna 1954 *edestakaisin-menetelmää* osoittaakseen, että kaksi *malliteoreettista struktuuria* ovat elementaarisesti ekvivalentit. Andrzej Ehrenfeucht muokkasi tästä Fraïssén menetelmästä peliteoreettisen version, joka julkaistiin vuonna 1961 Fundamenta Mathematicae:ssa [5]. Nykyisin nämä pelit tunnetaan nimeltä *Ehrenfeucht–Fraïssé-pelit* (jatkossa EF-pelit), joskus niitä kutsutaan myös edestakaisin-peleiksi.

Tämä edestakaisin-menetelmä siis karakterisoi elementaarisen ekvivalenssin. Ideana on, että *isomorfismeja* tutkitaan yksi kerrallaan ja katsotaan, kuinka niitä voisi laajentaa suuremmille äärellisille isomorfismeille.

Tämän tutkielman tavoitteena on esitellä täsmällisesti, mutta kuitenkin samalla havainnollisesti EF-peliä ja sen hyödyllisyyttä matemaattisen logiikan ja tietojenkäsittelytieteen saralla. Tässä työssä esitellään joitain logiikan peruskäsitteitä, mutta työn seuraaminen edellyttää kuitenkin lukijalta yliopistotasoisien matematiikan perusteiden hallintaa ja joitain logiikan peruskäsitteiden tuntemista. Lukijan oletetaan esimerkiksi tuntevan joukon ja kuvauksien käsitteet.

Luvussa kaksi esitellään lyhyesti peruskäsitteistö, kuten relaatiot, isomorfian, kielet ja mallit. Kolmannessa luvussa esitellään itse EF-pelin, sen kulku ja voittokriteerit ja -strategia, sekä todistetaan että toisen pelaajan voittostrategian avulla saadaan mallit jaettua ekvivalenssiluokkiin. Neljännessä luvussa esitellään EF-pelin sovellusaloja ja muutamia konkreettisia esimerkkejä siitä miten EF-peliä sovelletaan.

## 2 Peruskäsitteitä

Tässä luvussa esitellään joitakin *ensimmäisen kertaluvun predikaattilogiikan* peruskäsitteitä. Alaluku 2.1 käsittelee relaatioita. Alaluvussa 2.2 määritellään kieli ja sen alakäsitteet aakkosto, termit ja atomikaavat. Alaluvussa 2.3 puolestaan määritellään mallin sekä alimallin käsitteet. Alaluku 2.4 keskittyy

isomorfiaan ja osittaisisomorfiaan. Lisäksi alaluvussa esitellään Tarskin totuusmääritelmä. Alaluvussa 2.5 määritellään elementaarinen ekvivalenssi ja tuodaan esiin isomorfian ja elementaarisen ekvivalenssin keskinäistä suhdetta. Peruskäsitteiden määrittelyssä seuraan karkeasti Wilfrid Hodgesia [14].

## 2.1 Relaatiot

Olkoon  $X$  jokin joukko. Joukon  $X$   $n$ -kertainen *kartesinen tulo* tarkoittaa kaikkien joukon  $X$  alkioiden  $n$ -pituisten jonojen joukkoa. Tätä merkitään  $X^n$  tai vaihtoehtoisesti  $X \times X \times \dots \times X$ ,  $n$  kertaa. Esimerkiksi joukko  $\mathbb{R}^2$  on järjestettyjen reaalilukuparien joukko. Sen geometrinen vastine on taso.  $\mathbb{R}^3$  on järjestettyjen reaalilukukolmikoiden joukko. Sen geometrinen vastine on kolmiulotteinen avaruus.

**Määritelmä 1.** Joukon  $X$  *kaksipaikkainen relatio*  $R$  on mikä tahansa joukko joukon  $X$  alkioista muodostettuja pareja  $(x, y)$ , joiden molemmat alkiot ovat joukossa  $X$ , eli  $R \subset X^2$ . Jos  $(x, y) \in R$ , sanotaan, että  $x$  on  $y$ :n kanssa *relaatiossa*  $R$ . Joukon  $X$  kaksipaikkainen relatio  $R$  on:

- *refleksiivinen*, jos  $(x, x) \in R$ , kaikilla  $x \in X$
- *irrefleksiivinen*, jos  $(x, x) \notin R$ , kaikilla  $x \in X$
- *symmetrinen*, jos  $(x, y) \in R$ , aina kun  $(y, x) \in R$
- *antisymmetrinen*, jos seuraava ehto toteutuu: jos  $(x, y) \in R$  ja  $(y, x) \in R$ , niin  $x = y$
- *transitiivinen*, jos seuraava ehto toteutuu: jos  $(x, y) \in R$  ja  $(y, z) \in R$ , niin  $(x, z) \in R$
- *vertailullinen*, jos  $(x, y) \in R$  tai  $(y, x) \in R$ , kaikilla  $x, y \in X$ ,  $x \neq y$

## 2.2 Kielet

Tässä alaluvussa määritellään aakkosto, termit, atomikaavat sekä ensimmäisen kertaluvun predikaattilogiikan kieli. Tarkemmin sanottuna, ei ole olemassa vain yhtä predikaattilogiikan kieltä, vaan jokaista aakkostoa kohden on oma kielensä, jolla voidaan puhua sen aakkoston malleista.

**Määritelmä 2** (Aakkosto). Olkoon  $l, m$  ja  $n$  kardinaalilukuja. *Aakkosto* on joukko  $L = \{R_i \mid i < l\} \cup \{c_i \mid i < m\} \cup \{f_i \mid i < n\}$ , joka sisältää  $l$  relaatiosymbolia  $R_i$ ,  $m$  vakiosymbolia  $c_i$  ja  $n$  funktiosymbolia  $f_i$ .

Jokaiseen relaatioon  $R$  liittyy *paikkaluku*  $\#R$  ilmaisemaan kuinka monipaikkainen kyseinen relatio on. Samoin jokaiseen funktioon liittyy *paikkaluku*  $\#f$  ilmaisemaan kuinka monipaikkainen funktio on kyseessä. Jos jokin kardinaaliluvuista on 0, niin tällöin tätä vastaavia symboleja ei ole aakkostossa.

**Määritelmä 3** (Termit). Olkoon  $R$  joukko relaatioita,  $C$  joukko vakioita ja  $F$  joukko funktioita jotka muodostavat aakkoston  $L$ . Olkoon  $X$  joukko muuttujia. *Termien* joukko  $T$  yli aakkoston  $L$  on joukko äärellisiä merkkijonoja joka määritellään seuraavasti:

- Jos  $x \in X$ , niin  $x \in T$ .
- Jos  $c \in C$ , niin  $c \in T$ .
- Jos  $f \in F$ ,  $\#f = n$ ,  $n \in \mathbb{Z}_+$  ja  $t_1, \dots, t_n \in T$ , niin  $f(t_1, \dots, t_n) \in T$ .

**Määritelmä 4** (Atomikaavat). Olkoon  $R$  joukko relaatioita,  $C$  joukko vakioita ja  $F$  joukko funktioita jotka muodostavat aakkoston  $L$ . Olkoon  $T$  termien joukko yli aakkoston  $L$ . *Atomikaavojen* joukko  $A$  on joukko äärellisiä merkkijonoja joka määritellään seuraavasti:

- Jos  $s, t \in T$ , niin  $s = t \in A$ . Toisin sanoen  $s = t$  on atomikaava.
- Jos  $r \in R$ ,  $\#r = n$ ,  $n \in \mathbb{Z}_+$  ja  $t_1, \dots, t_n \in T$ , niin  $r(t_1, \dots, t_n) \in A$ .

**Määritelmä 5** (Kieli). Olkoon  $A$  atomikaavojen joukko ja olkoon  $X$  muuttujien joukko. *Kieli*  $K$  yli aakkoston  $L$  on kokoelma merkkijonoja jotka muodostetaan rekursiivisesti atomikaavoista seuraavanlaisesti:

- Kaikki atomikaavat kuuluvat kieleen  $K$  eli  $A \subset K$ .
- Jos  $\psi$  ja  $\varphi \in K$ , niin  $\neg\varphi \in K$ ,  $(\psi \vee \varphi) \in K$ ,  $(\psi \wedge \varphi) \in K$ ,  $(\psi \rightarrow \varphi) \in K$ , sekä  $(\psi \leftrightarrow \varphi) \in K$ .
- Jos  $\varphi \in K$  ja  $x \in X$ , niin  $\forall x(\varphi) \in K$  ja  $\exists x(\varphi) \in K$ .

Kieli  $K$  on *ensimmäisen kertaluvun predikaattilogiikan* kieli, joka sisältää merkkijonoja. Näitä merkkijonoja kutsutaan usein kirjallisuudessa myös kaavoiksi. Kaavojen *alikaavoja* ovat kaikki kaavan osat jotka itsekin ovat kaavoja.

## 2.3 Mallit

Tässä alaluvussa määritellään, mikä on *malli* eli *struktuuri*. Karkeasti ottaen se on joukko, jolla on jonkinlainen rakenne ja joka koostuu relaatioista, vakioista ja funktioista. Malli ja struktuuri ovat synonyymeja. Näitä kahta sanaa käytetään rinnakkain kontekstista riippuen sen mukaan kumpi soveltuu kyseiseen tilanteeseen. Sanaa malli käytetään yleensä tällaisessa kontekstissa "Olkoon  $M$  malli kaavalle  $\varphi$ ", joka tarkoittaa samaa kuin "Olkoon  $M$  struktuuri siten että  $M \models \varphi$ ". Nämä konseptit määritellään myöhemmin tässä kappaleessa.

**Määritelmä 6** (Malli). Olkoon  $L$  aakkosto ja olkoon  $M$  epätyhjä joukko. Tällöin  $L$ -*malli* koostuu seuraavista:

- Joukosta  $M$ .
- Relaatioista  $R^M \subset M^n$ , jokaiselle relaatiot symbolille  $R \in L$ ,  $\#R = n$ , jossa  $n \in \mathbb{Z}_+$ .
- Vakioista  $c^M \in M$ , jokaiselle vakio symbolille  $c \in L$ .
- Funktioista  $f^M : M^m \rightarrow M$ , jokaiselle funktio symbolille  $f \in L$ ,  $\#f = m$ , jossa  $m \in \mathbb{Z}_+$ .

Relaatiota  $R^M$  sanotaan relaatiot symbolin  $R$  *tulkinnaksi mallissa*  $M$ , funktiota  $f^M$  sanotaan funktio symbolin  $f$  *tulkinnaksi mallissa*  $M$ , ja alkiota  $c^M$  kutsutaan vakio symbolin  $c$  *tulkinnaksi mallissa*  $M$ .

Malli siis antaa aakkoston  $L$  symboleille *semantiikan* eli merkityksen sekä kontekstin, jossa formaalin kielen lauseet voivat olla tosia tai epätosia. Samaa merkintää  $M$  käytetään sekä mallista kokonaisuutena että mallin *universumista* eli mallin alkioiden joukosta.

Relaatiot symbolin  $R$  ja sen tulkinnan  $R^M$  välistä eroa voidaan havainnollistaa esimerkiksi sanan “tietokone” ja tietokoneen välisellä erolla. Sana “tietokone” on suomen kieltä, joka koostuu yhdeksästä merkistä ja sitä voidaan käyttää muodostettaessa suomenkielisiä lauseita. Tietokone taas on fyysinen laite, joka käsittelee tietoa ohjelmointinsa mukaisesti, eikä sitä voida käyttää suomen kielen lauseiden osana. Lause “Tietokoneeni on Mac” on totta tai epätotta, riippuen siitä, mihin nimenomaiseen tietokoneeseen sana “tietokone” viittaa.

**Määritelmä 7** (Alimalli). Oletaan, että  $A$  on  $L$ -malli.  $A$ :n *alimalli*  $B$  on  $L$ -malli, jolle pätee

- $B \subset A$
- jos  $R \in L$  on relaatiot symboli ja  $\#R = n \in \mathbb{Z}_+$ , niin tällöin  $R^B = R^A \cap B^n$
- jos  $c \in L$  on vakio symboli, niin tällöin  $c^B = c^A$  ja  $c^B \in B$
- jos  $f \in L$  on funktio symboli ja  $\#f = n \in \mathbb{Z}_+$ , niin tällöin  $f^A(B^n) \subset B$  ja  $f^B = f^A \upharpoonright B^n$  eli  $f^B$  on  $f^A$ :n rajoittuma osajoukkoon  $B^n$ . Siis  $B$  on suljettu  $f^A$ :n suhteen.

Olkoon  $A$  malli ja  $B \subset A$ . Tällöin  $\langle B \rangle$  on pienin  $A$ :n alimalli, joka sisältää joukon  $B$ .

## 2.4 Isomorfia

Mallien kohdalla puhuttiin “jonkinlaisesta rakenteesta”, eli struktuurista. Mallin objekteille annettiin nimiä, symboleja ja kaavoja, jotta tätä rakennetta voitiin kuvailla. Malleja joiden rakenne on samanlainen kutsutaan isomorfeisiksi.

**Määritelmä 8** (Isomorfismi). Oletetaan, että  $L$  on aakkosto ja  $A$  sekä  $B$  ovat  $L$ -malleja. Kuvaus  $g : A \rightarrow B$  on *isomorfismi* mallista  $A$  mallille  $B$ , jos

- $g$  on bijektio.
- Jokaisella vakiosymbolilla  $c \in L$  pätee  $g(c^A) = c^B$ .
- Jokaisella relaatiotähtäimellä  $R \in L, \#R = n$  pätee  $(a_1, \dots, a_n) \in R^A \iff (g(a_1), \dots, g(a_n)) \in R^B$ .
- Jokaisella funktiosymbolilla  $f \in L, \#f = m$  pätee  $g(f^A(a_1, \dots, a_m)) = f^B(g(a_1), \dots, g(a_m))$ .

Jos on olemassa isomorfinen kuvaus  $A \rightarrow B$ , niin sanotaan, että  $A$  ja  $B$  ovat isomorfiset ja tätä merkitään  $A \cong B$ .

Isomorfia mallien välillä on refleksiivinen, symmetrinen ja transitiiivinen. Jotta mallien välillä voi olla isomorfia, niin mallien täytyy olla saman kokoiset, sillä muuten niiden välillä ei voi olla bijektiota, eikä siten isomorfaakaan. EF-pelien kannalta tärkeä isomorfian ominaisuus on, että se säilyttää totuuden.

**Määritelmä 9** (Osittaisisomorfismi). Olkoon  $L$  aakkosto sekä olkoon  $A$  ja  $B$  kummatkin  $L$ -malleja. Olkoon  $A' \subset A$  ja  $B' \subset B$ . Lisäksi olkoon  $f : A' \rightarrow B'$ . Jos on olemassa isomorfismi  $g : \langle A' \rangle \rightarrow \langle B' \rangle$ , siten että  $g \upharpoonright A' = f$  eli kuvaus  $g$  on kuvauksen  $f$  rajoittuma osajoukkoon  $A'$ . Tällöin kuvausta  $f$  kutsutaan *osittaisisomorfismiksi*  $A \rightarrow B$  ja tätä merkitään  $A \cong_p B$ .

Toisin kuin isomorfismissa, osittaisisomorfismissa totuus ei välttämättä säily. Joissain tilanteissa osittaisisomorfismi kuitenkin säilyttää totuuden. Eri-tyisesti näin on *relaatiotähtäimien* aakkostojen, eli aakkostojen jotka sisältävät vain relaatiotähtäimiä ja vakioita, tapauksessa.

Edellä puhuttiin paljon totuudesta ja määritellään seuraavaksi mitä sillä tarkalleen ottaen tarkoitetaan.

**Määritelmä 10** (Tarski). Oletetaan, että  $A$  on  $L$ -malli ja olkoon  $L$  aakkosto ja  $K$  kieli. Määritellään rekursiivisesti että kielen  $K$  kaava  $\varphi$  on totta  $A$ :ssa, eli  $A$  toteuttaa  $\varphi$ :n, eli  $A \models \varphi$  seuraavasti:

- Jos  $\varphi$  on kaava  $s = t$  jossa  $s$  ja  $t$  ovat termejä, niin  $A \models \varphi$  jos ja vain jos  $s^A = t^A$ .
- Jos  $\varphi$  on kaava  $R(t_1, \dots, t_n)$ , missä  $R$  on  $n$ -paikkainen relaatiotähtäimiä ja  $t_1, \dots, t_n$  ovat termejä, niin  $A \models \varphi$  jos ja vain jos  $(t_1^A, \dots, t_n^A) \in R$ .
- $A \models \neg\varphi$  jos ja vain jos  $A \not\models \varphi$ .
- $A \models (\varphi \wedge \psi)$  jos ja vain jos  $A \models \varphi$  ja  $A \models \psi$ .
- $A \models (\varphi \vee \psi)$  jos ja vain jos  $A \models \varphi$  tai  $A \models \psi$ .



- $A \models (\varphi \rightarrow \psi)$  jos ja vain jos  $A \not\models \varphi$  tai  $A \models \psi$ .
- $A \models (\varphi \leftrightarrow \psi)$  jos ja vain jos  $A \models \varphi$  ja  $A \models \psi$  tai  $A \not\models \varphi$  ja  $A \not\models \psi$ .
- $A \models \forall x(\varphi)$  jos ja vain jos jokaisella mallin  $A$  alkiolla  $a$  pätee  $A \models \varphi$  kun muuttaja  $x$  tulkitaan  $a$ :ksi.
- $A \models \exists x(\varphi)$  jos ja vain jos löytyy jokin mallin  $A$  alkio  $a$  jolla  $A \models \varphi$  kun muuttaja  $x$  tulkitaan  $a$ :ksi.

## 2.5 Elementaarinen ekvivalenssi

Siinä missä isomorfismi kuvailee kahden mallin rakenteellista samanlaisuutta, niin elementaarinen ekvivalenssi puolestaan vertailee malleja suhteessa käytettyyn kieleen.

**Määritelmä 11** (Elementaarinen ekvivalenssi). Olkoon  $L$  aakkosto joka muodostaa kielen  $K$ . Olkoon  $A$  ja  $B$  kummatkin  $L$ -malleja.  $A$ :ta ja  $B$ :tä sanotaan *elementaarisesti ekvivalenteiksi*, jos kaikilla lauseilla  $S \in K$  pätee  $A \models S \iff B \models S$ . Tätä merkitään  $A \equiv B$ .

**Korollari 12.** *Jos  $L$ -mallit  $A$  ja  $B$  ovat isomorfiset, niin ne ovat elementaarisesti ekvivalentit.*

On huomattava, että tämä ei päde toisinpäin. Mallien  $A$  ja  $B$  välinen elementaarinen ekvivalenssi ei kerro mitään mallien isomorfisuudesta.

## 3 EF-peli

Tässä kappaleessa esitellään EF-peli, sen säännöt, strategian ja voittavan strategian käsitteet, joissa seuraan pitkälti Jouko Väänästä [24] ja havainnollistetaan EF-peliä esimerkillä kahdelle verkolle.

EF-pelissä ideana on, että peli on kahdelle pelaajalle, joita kutsutaan nimillä Pelaaja I ja Pelaaja II. Peliä pelataan kahdella mallilla  $A$  ja  $B$ , joilla on sama relationaalinen aakkosto.

*Huomautus.* Jatkossa aakkostolla tarkoitetaan aina relationaalista aakkostoa, ellei toisin mainita.

Pelaaja II haluaa osoittaa, että kyseiset mallit ovat jossain määrin samankaltaiset, kun taas Pelaaja I haluaa osoittaa, että mallit ovat erilaiset. Pelissä on äärellinen määrä vuoroja ja vuorojen määrä on alussa sovittu.

### 3.1 Pelin kulku

Pelin kulku kuvataan kirjallisuudessa lähes aina samalla tavalla. Määritellään aluksi mielivaltaisen kierroksen kulku ja kummankin pelaajan voittokriteerit.

**Määritelmä 13** (Kierroksen kulku). Merkitään pelattavien kierrosten määrää luvulla  $k \in \mathbb{Z}_+$ . EF-peliä pituudeltaan  $k$ -kierrosta malleilla  $A$  ja  $B$  merkitään  $EF_k(A, B)$ . Pelin  $EF_k(A, B)$  mielivaltaisen kierroksen  $i \in \{1, \dots, k\}$  kulku on seuraavanlainen:

- Ensin Pelaaja I valitsee toisen malleista  $A$  tai  $B$  sekä jonkin alkion  $a_i \in A$  tai  $b_i \in B$  tästä mallista.
- Tämän jälkeen Pelaaja II valitsee malleista sen, jota Pelaaja I ei valinnut ja valitsee tästä mallista jonkin alkion.

**Määritelmä 14** (Voittokriteeri). Olkoon  $a = (a_1, \dots, a_i)$  mallista  $A$  valitut alkiot ja  $b = (b_1, \dots, b_i)$  mallista  $B$  valitut alkiot mielivaltaisella kierroksella  $i$ . Pelaajan II voittaa jos ja vain jos jokaisella kierroksella  $i \leq n$  pari  $(a_i, b_i)$  määrää osittaisen isomorfismin  $A \rightarrow B$  eli on olemassa kuvaus  $h : A \rightarrow B$ , siten että  $a_i \in A \mapsto b_i \in B$  Muussa tapauksessa Pelaaja I voittaa.

*Strategia* on joukko sääntöjä, joiden mukaan pelaaja tekee valintansa toisen pelaajan valinnasta riippuen. EF-pelissä kummallakin pelaajalla on koko ajan tiedossa mallit, niiden rakenne ja jo tehdyt valinnat, eli peli on *täydellisen informaation peli*. Strategiaa, jota seuraamalla pelaaja voittaa pelin riippumatta mitä valintoja toinen pelajaa tekee kutsutaan *voittavaksi strategiaksi*. Jos Pelaaja II:lla on voittava strategia EF-pelissä  $EF_k(A, B)$ , niin tätä merkitään  $A \sim_k B$ .

**Lause 15.** *Relaatio  $\sim_k$  on  $L$ -mallien ekvivalenssirelaatio.*

**Todistus:** Todistus on Jouko Väänäsen kirjassa [24] esiintyvää todistusta mukaileva. Oletetaan, että  $A, B$  ja  $C$  ovat kaikki saman aakkoston  $L$ -malleja. Tällöin

- Refleksiivisyys:  $A \sim_k A$ .  
Voittava strategia Pelaajalle II on valita aina sama alkio minkä Pelaaja I valitsi. Täten  $\sim_k$  on refleksiivinen.
- Symmetrisyys:  $A \sim_k B \iff B \sim_k A$ .  
EF-pelin määritelmä ei millään tavoin tee eroa pelien  $EF_k(A, B)$ :n ja  $EF_k(B, A)$ :n välillä. Täten jos  $A \sim_k B$ , niin Pelaaja II voi käyttää samaa voittostrategiaa myös pelissä  $EF_k(B, A)$ . Jos taas  $B \sim_k A$ , niin Pelaaja II voi käyttää samaa voittostrategiaa pelissä  $EF_k(A, B)$ . Siis  $\sim_k$  on symmetrinen.
- Transitiivisuus:  $A \sim_k C \wedge B \sim_k C \implies A \sim_k C$ .  
Todistetaan väite käsittelemällä kaikki väitteen ja implikaation pelit samaan aikaan. Peli  $EF_k(A, C)$  pelataan siten, että Pelaaja II tekee valintansa pelaamalla samaan aikaan kuvitteellisia pelejä  $EF_k(A, B)$  ja

$EF_k(B, C)$ . Oletetaan, että peli  $EF_k(A, C)$  alkaa Pelaajan II valinnalla  $a_1 \in A$ , jolloin Pelaaja II valitsee seuraavalla strategialla:

Pelaaja II kuvittelee, että Pelaaja I valitsi alkion  $a_1 \in A$  pelissä  $EF_k(A, B)$ , jolloin hän valitsee alkion  $b_1 \in B$  pelin  $EF_k(A, B)$  voittostrategian mukaisesti. Seuraavaksi Pelaaja II kuvittelee, että äsken valinta oli Pelaajan I valinta pelissä  $EF_k(B, C)$  ja valitsee alkion  $c_1 \in C$  pelin  $EF_k(B, C)$  voittostrategian mukaisesti. Tämä valinta  $c_1$  on Pelaajan II vastaus Pelaajan I valintaan  $a_1$  pelissä  $EF_k(A, C)$ .

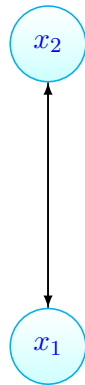
Jos Pelaaja I valitseekin alkion  $c_1 \in C$ , niin Pelaaja II yksinkertaisesti seuraa strategiaa toiseen suuntaan. Näin voidaan toimia, koska äsken todistimme, että voittavat strategiat ovat symmetrisiä.

Kun peliä on pelattu  $k$ -kierrosta, niin meillä on valinnoista muodostuneet jonot  $a_1, \dots, a_k$ ,  $b_1, \dots, b_k$  ja  $c_1, \dots, c_k$ . Oletusten nojalla on olemassa osittaisisomorfismit  $f : A \cong_p B$  ja  $g : B \cong_p C$ . Nyt voidaan muodostaa yhdistetty kuvaus  $h(f(a_i)) = g(a_i)$ , siten että  $a_i \mapsto c_i$  on osittaisisomorfismi, kaikilla  $i \in \{1, \dots, k\}$ . Täten  $A \sim_k C$ , siis relaatio  $\sim_k$  on transitiivinen.

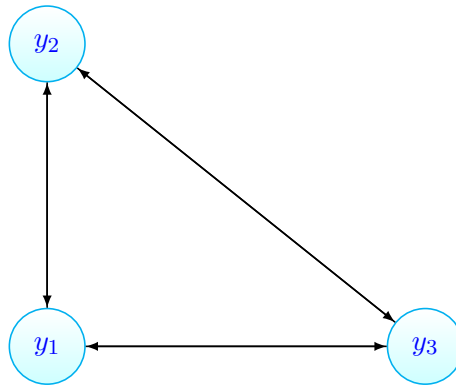
Koska relaatio  $\sim_k$  on refleksiivinen, symmetrinen ja transitiivinen, niin se on tällöin ekvivalenssirelaatio.  $\square$

Kuten aikaisemmin todettiin, EF-pelistä on kehitetty monia erilaisia variaatioita, kuten esimerkiksi EF-peli verkoille. Verkoilla voidaan esittää ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan kaavoja. Verkon kaaret ovat relaatioita verkon pisteiden välillä. Havainnollistetaan nyt EF-pelin ideaa yksinkertaisella esimerkillä kahden kierroksen EF-pelillä verkoille  $X$  ja  $Y$ , sekä esitetään samalla strategia  $X \sim_k Y$ , eli voittava strategia Pelaajalle II.

**Esimerkki 16.** Tässä EF-pelissä verkoille ideana on, että rakennetaan pelaajien tekemistä valinnoista kahta uutta verkkoa  $A$  ja  $B$ , siten että verkosta  $X$  valittu solmu merkitään verkon  $A$  solmuksi  $a_i$  ja verkosta  $Y$  valittu solmu verkon  $B$  solmuksi  $b_i$ , jossa  $i$  ilmaisee millä kierroksella valinta on tapahtunut. Uudet verkot  $A$  ja  $B$  rakennetaan puhtaasti helpottamaan tehtyjen valintojen ja näiden relaatioiden muodostaman kokonaisuuden hahmottamista ja hallintaa.



Verkko  $X$



Verkko  $Y$

Kierros 1:

- Pelaaja I voi valita solmun kummasta verkosta tahansa.
- Jos Pelaaja I valitsee solmun verkosta  $X$ , Pelaaja II valitsee vastinpariksi verkosta  $Y$  solmun  $y_1$ , muulloin Pelaaja II valitsee vastinpariksi solmun  $x_1$ .
- Oletetaan, että Pelaaja I valitsee solmun  $x_2$ . Tällöin meillä on  $a_1 := x_2, b_1 := y_1$  ensimmäisen kierroksen jälkeen.

Kierros 2:

- Minkä tahansa solmun Pelaaja I valitseekin, Pelaaja II voi peilata valinnan. Oletetaan, että tällä kertaa Pelaaja I valitsee verkosta  $Y$ .
- Jos Pelaaja I valitsee solmun  $y_1$ , eli saman solmun kuin  $b_1 = y_1$ , on Pelaajan II valittava vastinpariksi Pelaajan I ensimmäisen kierroksen valinta  $x_2$ .
- Jos Pelaaja I taas valitsee solmun  $y_2$  tai  $y_3$ , eli jommankumman solmun  $b_1 = y_1$  naapureista, Pelaajan II täytyy valita vastinpariksi solmun  $a_1 = x_2$  naapuri.
- Toisen kierroksen jälkeen tilanne on  $a_2 := x_2, b_2 := y_1$  tai  $a_2 := x_1, b_2 := y_2/y_3$ .
- Pelaaja II voittaa, koska kuvaus  $f$  verkolta  $A$  verkolle  $B$ ,  $f(a_i) = b_i, i = 1, 2$  säilyttää naapuruussuhteet, eli  $f$  on osittaisisomorfismi.

Jos Pelaaja I olisi tehnyt toisellakin kierroksella valintansa verkosta  $X$ :

- Jos Pelaaja I valitsee solmun  $x_1$ , niin Pelaaja II valitsee solmun  $y_1$ .

- Jos Pelaaja I taas valitsee solmun  $x_2$ , niin Pelaaja II valitsee solmun  $y_2$ .
- Tällöin toisen kierroksen jälkeen tilanne olisi ollut  $a_2 := x_1, b_2 := y_1$  tai  $a_2 := x_2, b_2 := y_2$ .
- Pelaaja II voittaa tässäkin skenaariossa, koska kuvaus  $f$  verkolta  $A$  verkolle  $B$ ,  $f(a_i) = b_i, i = 1, 2$  säilyttää naapuruussuhteet, eli  $f$  on osittaisisomorfismi.

### 3.2 EF-pelin ominaisuuksia

## 4 Sovelluksia

EF-peli on teoreettisen tietojenkäsittelyn ja äärellisten mallien teorian työkalu jota pääasiassa käytetään määriteltävyyksymyksiin ja todistusten apuna. Äärellisten mallien teoriaa ja sen menetelmää EF-peliä voidaan soveltaa tietojenkäsittelytieteessä muun muassa verifikoinnissa.

Alaluvussa 4.1 esitellään EF-pelin yleisiä sovellusaloja. Lisäksi esitellään metodologiateoreema sekä määritellään Boolean kysely ja esimerkin avulla havainnollistetaan miten metodologiateoreemaa käytetään sovelluksissa. Alaluvussa 4.2 käsitellään mitä ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikalla voi ilmaista ja mitä rajoitteita sillä on. Alaluvussa 4.3 määritellään kvanttoriaste ja esitellään miten EF-pelejä sovelletaan kongruenssiapulauseiden saamiseen. Alaluvussa 4.4 määritellään ja esitellään bisimulaatio, joka on eräänlainen heikennetty versio EF-pelistä.

### 4.1 Sovellusaloja

Kaikki äärelliset mallit voidaan koodata verkkoina, puina tai merkkijonoina [4]. Tällöin niitä voidaan käyttää laskennan olioina ja siten niillä voidaan kuvata äärellistilallisia systeemejä ja tutkia näiden toiminnan oikeellisuutta.

Yksi sovellusala on tietokantateoria, koska relationaalinen malli samaistaa tietokannan äärellisen relaationaalisen struktuurin kanssa [18]. Formaalin kielen kaavat voidaan siis ajatella ohjelmina, jotta niiden merkitystä struktuurissa voidaan arvioida. Ja toisinpäin, voidaan esittää jonkin laskennallisen vaativuusluokan kyselyitä jollakin formaalilla kielellä.

Muita tietojenkäsittelytieteen osa-alueita joihin EF-peliä voi soveltaa on esimerkiksi vaativuusteoria, koska äärelliset mallit tarjoavat laskennan vaativuusluokkien loogisen karakterisoinnin ja mahdollistavat vaativuusteoreettisten tulosten todistamisen tätä kautta. Esimerkiksi  $P \neq NP$  -ongelma redusoituu kysymykseksi: onko kolmella värillä väritettävien suunnattujen verkkojen luokka määriteltävissä pienimmän kiintopisteen logiikassa [15]? Määriteltävyystulosten todistuksissa seuraava teoreema on keskeinen:

**Lause 17** (Metodologiateoreema). *Ei ole olemassa ensimmäisen kertaluvun predikaattilogiikan lausetta joka ilmaisee ominaisuuden  $P$ , jos ja vain jos, kaikilla  $n \in \mathbb{Z}_+$ , on olemassa mallit  $A$  ja  $B$ , joille pätee:*

- *Ominaisuus  $P$  on totta  $A$ :ssä.*
- *Ominaisuus  $P$  on epätotta  $B$ :ssä.*
- *$A \sim_n B$ , eli Pelaaja II voittaa  $n$ -kierroksisen EF-pelin  $A$ :lla ja  $B$ :llä.*

Esitetään yksinkertainen relaatioalgebran ongelma esimerkkinä siitä miten metodologia teoreemaa käytetään määrittelymyydyksilukia todistettaessa. Tässä esimerkissä käytämme Boolean kyselyä, joten ensimmäiseksi määrittelemme tämän tarkasti.

**Määritelmä 18** (Boolean kysely). Olkoon  $M$  malli. Tällöin *Boolean kysely*  $Q$  on kuvaus  $Q : M \rightarrow \{0, 1\}$  joka säilyy isomorfismeissa. Siis jos  $A \cong B$ , niin  $Q(A) = Q(B)$ . Kuvauksen maalijoukon alkioista 1 merkitsee totuusarvoa “tosi” ja 0 totuusarvoa “epätosi”.

**Esimerkki 19.** Olkoon  $A$  malli, joka sisältää vain vakioita. Tutkitaan Boolean kyselyä: onko  $A$ :ssa parillinen määrä alkioita? Konstruoidaan mallit  $A$  ja  $B$  todistusta varten seuraavanlaisiksi:  $A := \{a_1, \dots, a_n\}$  ja  $B := \{b_1, \dots, b_{n+1}\}$ , mielivaltaisella  $n \in \mathbb{Z}_+$ . Eli toisessa mallissa on yksi alkio enemmän kuin toisessa. Täten toinen malleista sisältää parittoman määrän alkioita ja toinen parillisen määrän alkioita.

Voittostrategia Pelaajalle II on sellainen, että Pelaaja I:den valitessa mielivaltaisella kierroksella  $i$  alkion jommasta kummasta mallista, Pelaaja II yksinkertaisesti valitsee alkion toisesta mallista. Tämä strategia toimii, koska mallissa  $B$  on yksi alkio enemmän kuin mikä pelattavien kierroksien määrä on, eikä mallien alkioilla ole mitään relaatioita keskenään. Koska  $A \sim_n B$  ja koska toisessa mallissa on parillinen ja toisessa pariton määrä alkioita, niin ominaisuus “parillinen määrä alkioita” on totta toisessa mallissa ja epätotta toisessa. Täten metodologiateoreeman nojalla Boolean kysely onko mallissa  $A$  parillinen määrä alkioita ei ole määriteltävissä ensimmäisen kertaluvun predikaattilogiikan lauseeksi, eikä siten myöskään relaatioalgebran kyselyksi.

Edellinen esimerkki voidaan muuttaa koskemaan verkkoja lisäämällä malleihin kaarirelaatio  $R$ . Mallin Aalkiot ovat verkon solmuja siten, että solmusta  $a_i$  on kaari solmuun  $a_{i+1}$  ja edelleen solmusta  $a_{i+1}$  on kaari solmuun  $a_{i+2}$  ja niin edelleen, kunnes saavutaan viimeiseen solmuun. Lisäksi viimeisestä solmusta on kaari takaisin ensimmäiseen solmuun. Vastavuoroisesti  $B$  muodostetaan samalla tavalla. Eli verkoille ei ole olemassa ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan lausetta jolla voisi esittää ominaisuuden, että verkko sisältää parillisen määrän solmuja.

## 4.2 Ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan rajoitteet

Verkoilla on paljon ominaisuuksia jotka eivät ole ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikka määriteltäviä. Jos  $G$  on äärellisten verkkojen luokka, niin esimerkiksi seuraavat kyselyt eivät ole ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikka määriteltävissä  $G$ :lle: transitiivinen sulkeuma, tasoverkkoisuus, Eulerilaisuus, Hamiltonilaisuus,  $k$ -värittyvyys, kaikilla  $k \geq 2$ , asykliisyys, leikkaussolmu ja verkon yhtenäisyys.

Todistetaan esimerkin vuoksi näistä epäsuorasti verkon yhtenäisyyden määrittelemättömyys.

**Esimerkki 20.** Oletetaan, että ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan lause  $\varphi$  määrittelee verkkojen yhtenäisyyden aakkostossa, joka muodostuu kaksipaikkaisesta relaatiotymbolista  $E$ . Olkoon  $L$  jokin lineaarijärjestys. Muodostetaan lineaarijärjestyksestä  $L$  suunnattu verkko  $G$  seuraavanlaisesti: Määritellään ensimmäiseksi seuraajarelaatio  $S$  lineaarijärjestyksestä  $L$

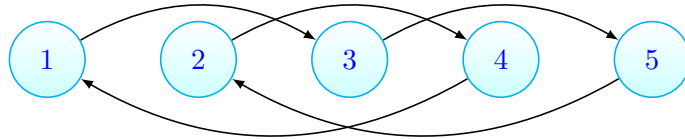
$$S(x, y) := (x < y) \wedge \forall z((z \leq x) \vee (y \leq z))$$

Määritellään ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan kaava  $\psi(x, y)$  siten, että  $\psi(x, y)$  on toteutuva jos ja vain jos jokin seuraavista on totta:

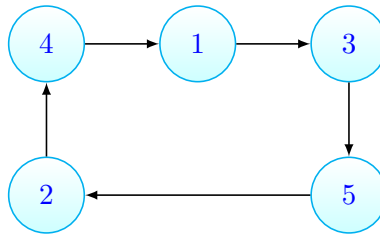
- $\exists z(S(x, z) \wedge S(z, y))$ , toisin sanoen  $y$  on  $x$ :n seuraajan seuraaja.
- $\forall u(y \leq u) \wedge (\exists z(S(x, z) \wedge \forall u(u \leq z)))$ , toisin sanoen  $x$  on viimeisen alkion edeltäjä ja  $y$  on ensimmäinen alkio.
- $\forall u(u \leq x) \wedge (\exists z(S(z, y) \wedge \forall u(z \leq u)))$ , toisin sanoen  $x$  on viimeinen alkio ja  $y$  on ensimmäisen alkion seuraaja.

Ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan kaavan  $\psi$  määräämä suunnattu verkko  $G$  lineaarijärjestyksen  $L$  alkioista on yhtenäinen, tarkemmin sanoen se muodostuu yhdestä syklistä, jos sen solmujen määrä on pariton. Seuraavat kaksi kuvaa havainnollistavat tätä:

*Huomautus.* Verkot on numeroitu vain havainnollistamisen helpottamiseksi.

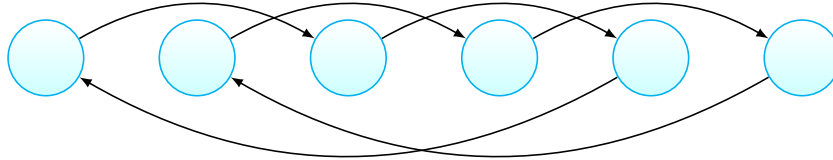


Verkko  $G$  jossa on pariton määrä solmuja (lineaarijärjestystä korostaen)

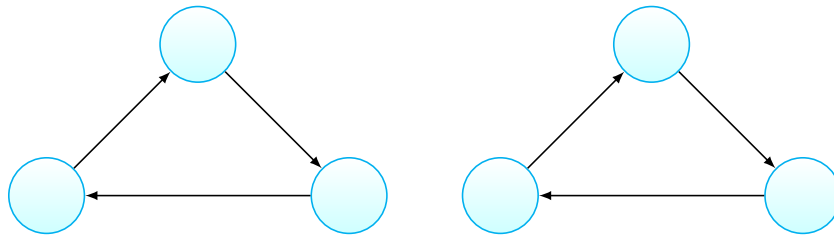


Verkko  $G$  jossa on pariton määrä solmuja (syklisyyttä korostaen)

Jos solmujen määrä on parillinen niin verkko ei ole yhtenäinen, tarkemmin sanoen se koostuu kahdesta erillisestä syklistä. Havainnollistetaan tätä kahdella kuvalla:



Verkko  $G$  jossa on parillinen määrä solmuja (lineaarijärjestystä korostaen)



Verkko  $G$  jossa on parillinen määrä solmuja (syklisyyttä korostaen)

Sijoittamalla kaavan  $\psi$  relaatioymbolin  $E$  ilmentymien tilalle lauseessa  $\neg\varphi$  voidaan nyt testata verkon  $G$  parillisuutta. Edellisen esimerkin Boolean kyselyn ja sen yleistämisen verkoille perusteella tiedetään, ettei kyseinen testaus ole mahdollista, joten päädymme ristiriitaan. Täten ei ole olemassa ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan lausetta  $\varphi$  joka määritteli verkkojen yhtenäisyyden.

Näiden lisäksi on hyvin monia muitakin verkkojen ominaisuuksia, joita ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikka ei pysty ilmaisemaan. Itse asiassa on osoitettu, että ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikka kykenee ilmaisemaan vain verkkojen lokaaleja ominaisuuksia [12]. Hanf käytti tässä todistuksessaan EF-peliä, tarkemmin Fraïssén algebrallista versiota siitä. Sama lokaalisuus on osoitettu myöhemmin myös toisella metodilla, kvanttorien eliminoinnilla [10]. Nämä tulokset ovat motivoineet pyrkimyksiä kehittää



ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan laajennuksia verkoille, samoin kuin kehittämään näille omia EF-pelejä ilmaisuvoiman tutkimiseen. Tällaisia tutkimuksia on tehty muun muassa monadiselle toisen kertaluokan predikaattilogiikalle [8] [7], transitiivisen sulkeuman logiikalle [11] ja erilaisille kiintopistelogiikoille [3].

Vaikka ensimmäisen kertaluokan logiikka on hyvin rajoittunut kieli esimerkiksi verkkojen ominaisuuksien ilmaisemiseen, niin kuitenkin sillä voi joitain hyödyllisiäkin kyselyitä verkkojen suhteen ilmaista. Esimerkiksi seuraavat lauseet ovat ilmaistavissa ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikalla (oletetaan, että  $E$  on relaatio joka ilmaisee verkon solmujen välistä kaarta ja symbolit  $x, y, z_i, q$  ovat solmuja):

- “solmulla  $x$  on vähintään kaksi toisistaan eroavaa naapuria”

$$(\exists y)(\exists q)(\neg(y = q) \wedge E(x, y) \wedge E(x, q))$$

- “jokaisella solmulla  $x$  on vähintään kaksi toisistaan eroavaa naapuria”

$$(\forall x)(\exists y)(\exists q)(\neg(y = q) \wedge E(x, y) \wedge E(x, q))$$

- “on olemassa polku solmusta  $x$  solmuun  $y$  jonka pituus on 3”

$$(\exists z_1)(\exists z_2)(E(x, z_1) \wedge E(z_1, z_2) \wedge E(z_2, y))$$

Verkkojen ohella EF-pelit ovat olleet hyödyllisiä ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan ja formaalien kielten teorian määriteltävyysskysymysten välisen suhteen tutkimisessa. Erityisesti *tähtivapaat säännölliset kielet* (star-free regular languages) ovat olleet mielenkiinnon kohteena.

### 4.3 Kongruenssiapulauseet

Kieltä kutsutaan *tähtivapaaaksi*, jos sen pystyy kuvailemaan säännöllisenä lausekkeena, joka on konstruoitu aakkoston symboleista, tyhjän joukon symbolista ja kaikista muista loogisista operaatioista, kuten konkatenatiosta ja komplementista paitsi Kleenen tähdestä. Hyvin tunnettu tulos formaalien kielten teoriassa on, että kieli on määriteltävissä ensimmäinen kertaluokan predikaattilogiikan keinoin jos ja vain jos se on tähtivapaa [19]. Tämän todistuksessa käytetään yleensä induktiota kvanttorisyyden suhteen kuten esimerkiksi Ladner tekee [16].

**Määritelmä 21** (Kvanttoriaste). Ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan kaavan  $\varphi$  kvanttoriaste  $qr(\varphi)$  on sisäkkäisten kvanttorien syvyys ja se määritellään seuraavasti:

- Jos  $\varphi$  on atomikaava, niin  $qr(\varphi) = 0$ .

- $qr(\neg\varphi) = qr(\varphi)$ .
- $qr(\varphi_1 \wedge \varphi_2) = qr(\varphi_1 \vee \varphi_2) = \max\{qr(\varphi_1), qr(\varphi_2)\}$
- $qr(\forall x\varphi) = qr(\exists x\varphi) = qr(\varphi) + 1$ .

Esitellään miten EF-peliä käytetään tähtivapaan kielen ja kielen ensimmäisen kertaluokkalogiikan määriteltävyyden välisen loogisen ekvivalenssin todistamiseen. Edellä mainitun ekvivalenssin todistuksen induktioaskeleen kriittinen kohta on seuraava väite:

**Lemma 22** (Kongruenssilemma). *Sanan  $w$  yli aakkoston  $\Sigma = \{s_1, \dots, s_k\}$  voi esittää mallina  $W = (\{1, \dots, |w|\}, <, R_1, \dots, R_k)$ , jossa  $R_i$  on yksipaikainen relaatio ja  $j \in R_i$  jos ja vain jos  $j$ :s kirjain sanasta  $w$  on  $s_i$ . Olkoon  $s, s', t, t'$  sanoja yli aakkoston  $\Sigma$  ja olkoon  $S, S', T, T'$  näitä kuvailevia malleja. Tällöin:*

$$S \cong_p S' \wedge T \cong_p T' \implies S \cdot T \cong_p S' \cdot T'$$

Eli jos mallien  $S$  ja  $S'$  välillä on osittaisisomorfismi sekä mallien  $T$  ja  $T'$  välillä on osittaisisomorfismi, niin tällöin mallien  $S$  ja  $T$  konkatenation ja mallien  $S'$  ja  $T'$  konkatenation välillä on osittaisisomorfismi. Mallien konkatenation voi käsittää tässä tavalliseksi sanojen konkatenatioksi, koska mallit ovat vain sanojen esitysmuotoja.

Lemman todistus on EF-peliä käyttämällä hyvin suoraviivainen. Oletuksen nojalla Pelaajalla II on voittostrategia peleissä  $EF_m(S, S')$  ja  $EF_m(T, T')$ , joten Pelaajan II voittostrategia pelille  $EF_m(S \cdot T, S' \cdot T')$  on kompositio kummastakin oletuksen voittostrategiasta. Siis osille  $S$  ja  $S'$  käytetään ensimmäisen pelin voittostrategiaa ja osille  $T$  ja  $T'$  toisen pelin voittostrategiaa.

Kongruenssilemma sanoo, että mallin ominaisuudet määräytyvät osiensä ominaisuuksien mukaan. Täten mallit voidaan myös rakentaa osista ja näiden ominaisuuksista. Kongruenssilemmat ovat tyypillisiä EF-pelien sovelluksia. Näitä on todistettu monille muille logiikoilla sekä sanoja monimutkaisemmille malleille. Esimerkiksi Shelah esittelee esimerkkejä monadisen logiikan kongruenssilemmoista lineaarijärjestyksille [21]. Wolfgang Thomas käyttää EF-pelejä todistaakseen kongruenssilemmän ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan muunnokselle, jossa kaavat ovat *prenex-normaali*muodossa, eli kaavat on muokattu niin, että kvantorit ovat jonona kaavan alussa määrätynlaisessa järjestyksessä, jonka jälkeen seuraa kvanttoreilla sitomaton osuus [23].

Predikaattilogiikan ja tähtivapaiden lausekkeiden ekvivalenssi on hyvin tunnettu. Thomas ja Lippert esittelevät EF-pelin muunnoksen, konkatenatiopelin, jonka avulla he esittelevät ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan ja *relativoitujen tähtivapaiden säännöllisten lausekkeiden* (relativized star-free expressions) välisiä eroja. Tähtivapaa säännöllinen lauseke on relativoitu, jos siihen on lisätty ylimääräinen vakio ja tämä vakio kiinnitetään johonkin kieleen. Tässä työssään he näyttävät että relativoidut tähtivapaat

lausekkeet ovat heikompia kuin vastaavat ensimmäisen kertaluokan predikaattilogiikan lauseet [17].

#### 4.4 Bisimulaatio

Yksi tärkeä malliteoreettisten pelien sovellus automaattien ja tilasiirtymäsystemien teoriassa on Parkin esittelemä *bisimulaation* käsite [20]. Bisimulaatiota voi tarkastella eräänlaisena osittaisisomorfismien “perheenä”, joka vastaa rajoitettua EF-peliä, jossa osittaisisomorfismia on heikennetty niin että kuvauksen ei tarvitse olla enää injektiivinen. Vaikka klassisen, tässä tutkielmassa määritellyn, EF-pelin ja bisimulaation välillä on hyvin läheinen kytkös, niin ne on kehitetty kuitenkin hyvin pitkälti erillään toisistaan. Bisimulaatiota käytetään esimerkiksi Hennessyn ja Milnerin modaalilogiikassa [13].

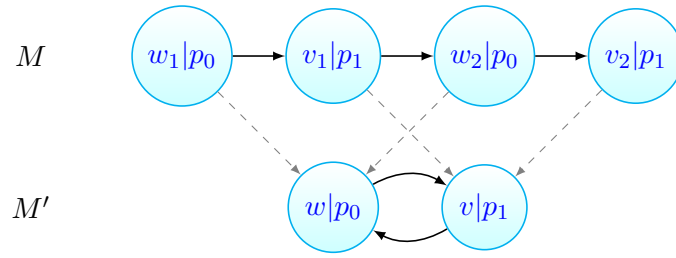
*Hennessy-Milner modaalilogiikkaa* käytetään tilasiirtymäsystemien ominuuksien määrittelyyn. Tilasiirtymäsystemit ovat hyvin paljon automaatteja muistuttavia struktuureja. Modaalilogiikka on propositiologiikan laajennus jossa propositiologiikan kieleen on lisätty uusia operaattoreita, joita kutsutaan *modaalioperaattoreiksi* tai *modaliteeteiksi*. Modaliteetti tarkoittaa jonkin asian tai tapahtuman laatua eli niiden tapaa olla. Modaalilogiikassa sen voi ajatella määrittävän tavan, jolla väite on tosi. Modaliteetin tarkempi määrittely ei ole tämän tutkielman kontekstissa oleellista. Määritellään seuraavaksi bisimulaatio.

**Määritelmä 23** (Bisimulaatio). Olkoon  $M$  ja  $M'$  malleja, jotka koostuvat solmujen (tilojen) joukosta  $W$ , solmujen välisistä relaatioista (kaarista)  $R$  ja funktiosta  $V$ , joka liittää jokaiseen propositiosymboliin  $p_i$  joukon  $W$  osajoukon  $V(p_i)$ . Intuitiivisesti ajatellen joukko  $V(p_i)$  on niiden tilojen joukko, jossa  $p_i$  on tosi. *Bisimulaatio* mallien  $M$  ja  $M'$  välillä on epätyhjä relaatio  $B \subseteq W \times W'$ , jolle pätee kaikilla  $(w, w') \in B$  seuraavat ehdot:

- Tilat  $w$  ja  $w'$  toteuttavat samat propositiosymbolit.
- Jos  $(w, v) \in R$ , niin on olemassa  $v' \in W'$ , jolle pätee  $(w', v') \in R'$  ja  $(v, v') \in B$ .
- Jos  $(w', v') \in R'$ , niin on olemassa  $v \in W$ , jolle pätee  $(w, v) \in R$  ja  $(v, v') \in B$ .

Jos on olemassa jokin bisimulaatio  $B$  mallien  $M$  ja  $M'$  välillä ja  $(w, w') \in B$  niin sanotaan, että tilat ovat bisimilaarisia.

Kaksi tilaa ovat siis bisimilaarisia, jos ja vain jos niiden toteuttamat propositiosymbolit sekä tilojen mahdolliset tilasiirtymät vastaavat toisiaan. Yleensä tilat nimetään siten, että niistä ilmenee tilan nimi, sekä tilan mahdollisesti toteuttamat propositiosymbolit. Seuraava kuva havainnollistaa tilojen bisimilaarisuutta:



Bisimilaariset tilat on yhdistetty katkonuolilla

Bisimulaation käsite mahdollistaa sen tutkimisen että mitä mallien ominaisuuksia on mahdollista kuvailla modaalilogiikan avulla ja mitä taas ei ole mahdollista kuvailla. Bisimulaatio on yksi modaalilogiikan tärkeimpiä työkaluja ja sopii mainiosta ohjelmien verifiointiin [2]. Se onkin yksi verifiointin ja samanaikaisuusteorian kulmakivistä. Sille löytyy myös käyttöä tekoälytutkimuksessa, lingvistiikassa ja filosofiassa [1].

## 5 Yhteenveto

Tässä tutkielmassa on tarkasteltu Ehrenfeucht–Fraïssé-pelejä ja näiden sovelluksia eri näkökulmista. Teoreettiselta kannalta tutkielmassa esiteltiin EF-peli, sen säännöt ja esiteltiin esimerkin avulla miten EF-peliä käytännössä pelataan. Lisäksi todistettiin, että Pelaajan II voittostrategia on ekvivalenssirelaatio joten voittostrategian avulla voidaan jakaa malleja ekvivalenssiluokkiin ja täten tarvittaessa samaistaa nämä mallit yhdeksi malliksi. Käytännön kannalta tutkielmassa on esimerkkien avulla esitelty miten EF-peliä sovelletaan määriteltävyysskysymyksissä ja todistuksissa. Kirjallisuutta ja tutkimuksia on esitelty syvällistä aiheeseen tutustumista helpottamaan.

Tutkielmassa esiteltiin myös laajalti EF-peleihin liittyvää matemaattista peruskäsitteistöä, kuten kielet ja mallit sekä isomorfismi ja totuus predikaatilogiikassa. Lisäksi aivan aluksi luotiin pikainen katsaus EF-pelien historiaan ja syihin miksi EF-pelit ovat äärellisten mallien teoriassa niin keskeisessä osassa.

## Lähteet

- [1] Blackburn, Patrick, Benthem, Johan F. A. K. van ja Wolter, Frank: *Handbook of Modal Logic, Volume 3 (Studies in Logic and Practical Reasoning)*. Elsevier Science Inc., New York, NY, USA, 2006, ISBN 0444516905.
- [2] Blackburn, Patrick, Rijke, Maarten de ja Venema, Yde: *Modal Logic, Cambridge Tracts in Theoretical Computer Science*. Cambridge University Press, New York, NY, USA, 2001, ISBN 0-521-80200-8.
- [3] Bosse, Uwe: *An Ehrenfeucht-Fraïssé game for fixpoint logic and stratified fixpoint logic*. Teoksessa *Selected Papers from the Workshop on Computer Science Logic, CSL '92*, sivut 100–114, London, UK, 1993. Springer-Verlag, ISBN 3-540-56992-8.
- [4] Ebbinghaus, Heinz Dieter ja Flum, Jörg: *Finite Model Theory*. Springer, Berlin, 1999, ISBN 3-540-65758-4.
- [5] Ehrenfeucht, Andrzej: *An application of games to the completeness problem for formalized theories*. *Fundamenta Mathematicae*, 49(2):129–141, 1961.
- [6] Etessami, K. ja Wilke, T.: *An until hierarchy for temporal logic*. Teoksessa *Logic in Computer Science, Proceedings of Eleventh Annual IEEE Symposium*, sivut 108–117, 1996.
- [7] Fagin, R., Stockmeyer, L. ja Vardi, M. Y.: *On monadic NP vs. monadic co-NP*. Teoksessa *Proceedings of 1993 IEEE 8th Annual Conference on Structure in Complexity Theory*, sivut 19–30, 1993.
- [8] Fagin, Ronald: *Monadic generalized spectra*. *Mathematical Logic Quarterly*, 21(1):89–96, 1975.
- [9] Fraïssé, Roland: *Sur l'extension aux relations de quelques propriétés des ordres*. *Annales scientifiques de l'École Normale Supérieure*, 71(4):363–388, 1954.
- [10] Gaifman, Haim: *On local and non-local properties*. Teoksessa Stern, J. (toimittaja): *Proceedings of the Herbrand Symposium*, nide 107 sarjassa *Studies in Logic and the Foundations of Mathematics*, sivut 105–135. Elsevier, 1982.
- [11] Grädel, Erich: *On transitive closure logic*. Teoksessa Börger, Egon, Jäger, Gerhard, Kleine Büning, Hans ja Richter, Michael M. (toimittajat): *Computer Science Logic: 5th Workshop, Berne, Switzerland*, sivut 149–163. Springer Berlin Heidelberg, 1992, ISBN 978-3-540-47285-8.

- [12] Hanf, William: *Model-theoretic methods in the study of elementary logic*. Teoksessa Addison, J. W. (toimittaja): *Journal of Symbolic Logic*, sivut 132–145. Amsterdam, North-Holland Pub. Co., 1965.
- [13] Hennessy, Matthew ja Milner, Robin: *On observing nondeterminism and concurrency*. Teoksessa Bakker, Jaco de ja Leeuwen, Jan van (toimittajat): *Automata, Languages and Programming: Seventh Colloquium Noordwijkerhout*, sivut 299–309. Springer Berlin Heidelberg, 1980, ISBN 978-3-540-39346-7.
- [14] Hodges, Wilfrid: *A Shorter Model Theory*. Cambridge University Press, 1997, ISBN 0-521-58713-1.
- [15] Immerman, Neil: *Relational Queries Computable in Polynomial Time*. Information and Control, 68:86–104, 1986.
- [16] Ladner, Richard E.: *Application of model theoretic games to discrete linear orders and finite automata*. Information and Control, 33(4):281–303, 1977, ISSN 0019-9958.
- [17] Lippert, D. ja Thomas, W.: *Relativized star-free expressions, first-order logic, and a concatenation game*. Teoksessa Jürgensen, Helmut, Lallement, Gérard ja Weinert, Hanns Joachim (toimittajat): *Semigroups Theory and Applications: Proceedings of a Conference held in Oberwolfach*, sivut 194–204. Springer Berlin Heidelberg, 1988, ISBN 978-3-540-39225-5.
- [18] Luosto, Kerkko: *Äärellisten mallien teoria, kurssimateriaali*. 2010.
- [19] McNaughton, Robert ja Papert, Seymour A.: *Counter-Free Automata (M.I.T. Research Monograph No. 65)*. The MIT Press, 1971, ISBN 0262130769.
- [20] Park, David: *Concurrency and automata on infinite sequences*. Teoksessa Deussen, Peter (toimittaja): *Theoretical Computer Science: 5th GI-Conference Karlsruhe*, sivut 167–183. Springer Berlin Heidelberg, 1981, ISBN 978-3-540-38561-5.
- [21] Shelah, Saharon: *The monadic theory of order*. Annals of Mathematics, sivut 379–419, 1975.
- [22] Tarski, Alfred: *Grundzüge der systemenkalküls I*. Fundamenta Mathematicae, 25(1):503–526, 1935.
- [23] Thomas, Wolfgang: *An application of the Ehrenfeucht-Fraïssé game in formal language theory*. Mémoires de la Société Mathématique de France, 16:11–21, 1984.
- [24] Väänänen, J.: *Models and Games*. Cambridge Studies in Advanced Mathematics. Cambridge University Press, 2011, ISBN 9780521518123.