

# **Tukikohtien tukeutumiskyvyn vaikutus hävittäjälentokoneiden käytettävyyteen**

Waltteri Keus

**Perustieteiden korkeakoulu**

Kandidaatintyö  
Espoo 8.12.2023

**Vastuuopettaja**

Prof. Kai Virtanen

**Työn ohjaaja**

Prof. Kai Virtanen

Copyright © 2023 Waltteri Keus

The document can be stored and made available to the public on the open internet pages of Aalto University.  
All other rights are reserved.



---

**Tekijä** Waltteri Keus

---

**Työn nimi** Tukikohtien tukeutumiskyvyn vaikutus hävittäjälentokoneiden käytettävyyteen

---

**Koulutusohjelma** Teknistieteellinen kandidaattiohjelma

---

**Pääaine** Matematiikka ja systeemitieteet

**Pääaineen koodi** SCI3029

---

**Vastuopettaja** Prof. Kai Virtanen

---

**Työn ohjaaja** Prof. Kai Virtanen

---

**Päivämäärä** 8.12.2023

**Sivumäärä** 27

**Kieli** Suomi

---

### Tiivistelmä

Tässä kandidaatintyössä esitellään kaksi mallia, joilla voidaan kuvata hävittäjäosastojen kykyä toimia ilmaoperaatioissa, kun tukikohtien tukeutumiskyky on tiettyinä aikaväleinä laskenut tai kokonaan menetetty. Tukeutumiskyvylä tarkoitetaan tukikohtien kykyä tankata ja aseistaa hävittäjäosastoja. Mallit täydentävät ole-massaolevaa simulaatio-ohjelmaa, joka ratkaisee hävittäjäosastojen sijoittamisen eri ilmaoperaatioihin. Ilmaoperaatiot ovat tehtäviä, joiden toteuttaminen edellyttää annetun lukumäärän verran hävittäjäosastoja annetussa paikassa ja annettun aikaan.

Ensimmäinen malli ratkaisee hävittäjäosaston huollon keston, kun tukikohtien tukeutumiskyky vaihtelee ajan suhteen. Tällöin hävittäjäosaston tankkaukseen ja aseistukseen kuluva aika on jonain aikavälinä moninkertainen, tai tankkaus ja aseistus eivät ole mahdollisia lainkaan. Tukeutumiskyvyn muutos voi johtua esimerkiksi vihollisen toiminnasta tai huoltokaluston siirrosta. Toinen malli varmistaa hävittäjäosastoja siirtämällä, ettei pois käytössä oleville seisontapaikka-alueille, eli osastojen huoltopaikoille, jää hävittäjäosastoja valmiuteen.

Hävittäjäosasto kuluttaa polttoainetta ja aseistusta siirtyessään ilmaoperaatioihin ja toimiessaan siellä, jonka vuoksi sen on palattava tietyn ajan jälkeen tukikohtaan huollettavaksi, eli tankattavaksi ja aseistettavaksi, ennen seuraavaa operaatiota. Koska hävittäjäosastot voidaan sijoittaa ilmaoperaatioihin ja huollettaviksi seisontapaikka-alueille eri tavoin, on parhaan sijoituksen löytäminen optimointiongelma. Optimaalisen ratkaisun löytämisen tärkeys korostuu, kun operaatioiden tarve osastoille on käytössä olevien osastojen ja tukikohtien tuottamaa kapasiteettia suurempi.

Parhaan ratkaisun löytäminen analyyttisesti on haasteellista, koska ongelman reunaehdot muuttuvat ajan suhteen ja koska tarpeellisten sijoitusten lukumäärää ei tiedetä. Ongelmaan on kehitetty heuristinen ratkaisumalli. Kyseinen ohjelma voi ottaa huomioon lukuisia muuttujia tukikohtiin, osastoihin ja ilmaoperaatioihin liittyen, mutta se ei salli tukikohtien tukeutumiskyvyn muutosten määrittelyä ajan suhteen.

Työssä esiteltävät mallit on kehitetty täydentämään ratkaisumallia ilman, että ratkaisumalliin tarvitsee tehdä merkittäviä muutoksia. Yhdessä mallit mahdollistavat tukeutumiskyvyn muutoksia sisältävien ongelmien ratkaisun. Tässä työssä mallien

toimivuutta havainnollistetaan kahdella esimerkkisimulaatiolla. Esimerkeissä verrataan yksinkertaisten tilanteiden ratkaisuja, kun tukeutumiskyvyn muutokset ovat käytössä ja poissa käytöstä. Lisäksi työssä käsitellään ratkaisun rajoitteita.

---

**Avainsanat** ilmataistelu, aikataulutusetongelma, voiman riittävyys, tukeutumiskyky, heuristiikka, simulaatio

---

# Sisällys

|                                         |           |
|-----------------------------------------|-----------|
| <b>Tiivistelmä</b>                      | <b>3</b>  |
| <b>Sisällys</b>                         | <b>5</b>  |
| <b>1 Johdanto</b>                       | <b>6</b>  |
| <b>2 Työn tausta</b>                    | <b>7</b>  |
| <b>3 Malli</b>                          | <b>9</b>  |
| 3.1 Tukeutumiskyvyn muutokset . . . . . | 9         |
| 3.1.1 Huollon keston laskenta . . . . . | 9         |
| 3.1.2 Algoritmi . . . . .               | 11        |
| 3.2 Osastojen siirrot . . . . .         | 13        |
| 3.2.1 Heuristiikan toiminta . . . . .   | 13        |
| 3.2.2 Algoritmi . . . . .               | 15        |
| <b>4 Esimerkkisimulaatiot</b>           | <b>18</b> |
| 4.1 Tukeutumiskyvyn muutokset . . . . . | 18        |
| 4.2 Osaston siirto . . . . .            | 21        |
| <b>5 Yhteenveto</b>                     | <b>25</b> |

# 1 Johdanto

Ilmaoperaatiot ovat tehtäviä, joiden toteuttaminen edellyttää annetun lukumäärän verran hävittäjäosastoja annetussa paikassa ja annettun aikaan. Osasto on yksittäisenä ryhmänä toimiva joukko hävittäjiä, joka on esimerkiksi neljän koneen kokoinen. Ilmaoperaation toiminta-alue on ilmatila, jossa osastot toimivat osallistuessaan ilmaoperaatioon. Osastot kuluttavat polttoainetta ja aseita siirtyessään operaatioiden toiminta-alueille ja toimiessaan siellä, jonka vuoksi niiden on palattava tukikohtaan huollettavaksi, eli tankattavaksi ja aseistettavaksi, ennen seuraavaa operaatiota. Ilmaoperaation toteuttaminen vaatii useita osastoja ja saman osaston osallistumista useaan kertaan, jos ilmaoperaation kesto on suurempi kuin osaston enimmäistoiminta-aika, eli enimmäisaika, minkä osasto voi toimia ilmaoperaatiossa polttoaineen ja aseiden kulutuksen vuoksi. Tällöin ilmaoperaation toiminta-alueelle saapuu toinen osasto korvaamaan ensimmäisen osaston paluuta huoltoon juuri ennen ensimmäisen osaston poistumista toiminta-alueelta.

Tukikohtien tukeutumiskyky eli niiden kyky huoltaa osastoja voi muuttua ajan suhteen esimerkiksi vihollisen toiminnan tai huoltokaluston siirron vuoksi. Muutos voi koskea yhtä tai useampaa tukikohdan seisonapaikka-alueetta, jotka ovat osastojen huoltoon ja valmiudessa pitoon tarkoitettuja paikkoja tukikohdassa. Seisonapaikka-alueella voi olla korkeintaan yksi osasto kerrallaan. Tukeutumiskyvyn muutos aiheuttaa joko seisonapaikka-alueella huollettavien osastojen huollon keston moninkertaistumista pidemmäksi, tai seisonapaikka-alueen sulkeutumista osastoilta. Seisonapaikka-alueen sulkeutuminen tarkoittaa, ettei seisonapaikka-alueella voida tuolloin lainkaan huoltaa tai pitää valmiudessa osastoa. Tukeutumiskyvyn muutos on voimassa annetulla aikavälillä, ja se ei ole voimassa tämän aikavälin ulkopuolella. Tukeutumiskyvyn muutokset ovat seisonapaikka-aluekohtaisia, ja ne vaikuttavat ainoastaan kyseisellä seisonapaikka-alueella huollettaviin tai valmiudessa oleviin osastoihin.

Koska osastot voidaan sijoittaa eri ilmaoperaatioihin useilla eri tavoilla, on parhaan sijoituksen löytäminen jollain aikavälillä optimointiongelma. Ilmaoperaatiot, osastot, tukikohdat ja muut ongelman muuttujat sisältävää kokonaisuutta sanotaan skenaarioksi, jossa ratkaistavan aikavälin alkuhetki on nolla ja loppuhetki kaikkien ilmaoperaatioiden loppuhetkien suurin ajankohta. Skenaarion optimaalisen ratkaisun löytämisen tärkeys korostuu, kun operaatioiden tarve osastoille on käytössä olevien osastojen ja tukikohtien tuottamaa kapasiteettia suurempi. Tällöin pyritään maksimoimaan operaatioiden toteutuneet sijoitukset suhteessa vaadittuihin. Tämän optimointiongelman analyttinen ratkaiseminen on haasteellista skenaarion useiden ajasta riippuvien muuttujien vuoksi, mutta ongelmaan on kehitetty heuristinen ratkaisumalli ([Rantala, 2018](#)). Kyseinen malli voi ottaa huomioon lukuisia muuttujia tukikohtiin, osastoihin ja ilmaoperaatioihin liittyen, mutta se ei salli tukikohtien tukeutumiskyvyn muutosten määrittelyä ajan suhteen.

Työssä esitellään kaksi mallia, joiden avulla olemassa oleva ratkaisumalli voi ottaa huomioon myös muutokset seisontapaikka-alueiden tukeutumiskyvyssä. Huoltoaikamalli ratkaisee osaston tankkauksen ja aseistuksen keston, jos seisontapaikka-alueen tukeutumiskyky on muuttunut tai muuttuu huollon aikana. Huoltoaikamalli myös tunnistaa, jos osaston huolto ajoittuisi seisontapaikka-alueen sulkeutumisen kohdalle, ja estää tällaisia osastojen huoltoja tapahtumasta. Siirtomalli varmistaa osastoja seisontapaikka-alueelta toiselle siirtämällä, ettei sulkeutuville seisontapaikka-alueille jää osastoja valmiuteen. Mallit on kehitetty siten, ettei nykyisin käytössä oleva ratkaisumalli vaadi merkittäviä muutoksia malleja hyödyntääkseen. Ratkaisumalli olettaa, että osasto voi aina huollon jälkeen jäädä samalle seisontapaikka-alueelle valmiuteen mielivaltaisen pitkäksi ajaksi. Tämä tekee siirtomallin kehittämisestä haastellisempaa, koska oletus on ristiriidassa seisontapaikka-alueen sulkeutumisen määritelmän kanssa. Työssä tarkastellaan kahta tukeutumiskyvyn muutoksia sisältävää esimerkksimulatiota, jotka ratkaistaan yhdistämällä olemassa oleva ratkaisumalli huoltoaikamallin sekä siirtomallin kanssa.

Työ rakenne on seuraava. Kappaleessa 2 esitellään nykyisin käytössä olevan ratkaisumallin teknisempi tausta sekä huoltoaikamallin ja siirtomallin tarkemmat oletukset ja vaatimukset. Kappaleessa 3 esitellään molempien uusien mallien tekninen toteutus. Kappaleessa 4 tarkastellaan kahta esimerkksikenaariota, joilla havainnollistetaan molempien mallien toimintaa erikseen. Lopuksi tulokset tiivistetään ja mallien rajoituksia sekä jatkokehitystä käsitellään kappaleessa 5.

## 2 Työn tausta

Osastojen sijoittaminen toiminta-alueille ajan suhteen peräkkäin luo sijoitus- eli allokointiongelman, koska jokaisen osaston toiminta-aikaa toiminta-alueilla rajoittaa sen polttoaineen riittävyys (Akgün, 2007). Allokoinnilla tarkoitetaan osastojen sijoittamista toiminta-alueille. Kun polttoaine riittää enää vain paluulentoön tukikohtaan sekä ennalta määritettyyn varamäärään, on osaston poistuttava toiminta-alueelta. Tällöin uuden osaston on saavuttava samana hetkenä toiminta-alueelle, jos operaation ajanjakso ei lopu edellisen osaston poistuessa. Kun osasto on palannut tukikohtaan ja sille on suoritettu tankkaus sekä aseistus, voidaan se taas allokoida uuteen operaatioon. Jos allokointitarvetta ei ole, voidaan osasto jättää valmiuteen seisontapaikka-alueelle. Näin osastojen allokoinnit toiminta-alueille riippuvat kaikista edellisistä allokoinneista ajan suhteen.

Allokointiongelman tyypillisin ratkaisukeino on muotoilla se optimointiongelmaksiksi, jossa minimoidaan jokin kohdefunktio ajasta riippumattomien reunaehtojen täyttyessä. Tällöin allokointiongelma olisi Mixed-Integer Linear Programming-muotoa (MILP) (Floudas, 1995, s. 96). Osa tässä työssä tarkisteltavan ongelman reunaehdoista ei kuitenkaan ole ajasta riippumattomia, kuten esimerkiksi ilmaoperaatioiden vaatima osastojen lukumäärä. Tarpeellisten osastojen allokointien lukumäärää ei myöskään tiedetä etukäteen. Ongelmaa muistuttavia allokointi- ja aikataulutusun-

gelmia on kirjallisuudessa useita ([Konzadinis, 2012](#); [Kokkala, 2010](#)), mutta mikään näistä ei kokonaisuudessaan vastaa ratkaistavaa ongelmaa. Tämän vuoksi nykyisin käytössä oleva ratkaisumalli käyttää ongelman ratkaisuun heuristiikkaa, joka perustuu aikaisin-erääntymishetki-ensin -periaatteeseen (engl. Earliest Due Date First, EDDF) ([Rantala, 2018](#), kple 3.2). Ratkaisumalli käy toiminta-alueet läpi prioriteettijärjestyksessä, joihin osastoja allokoidaan aikajärjestyksessä. Osastot allokoidaan siten, että ne saapuvat toiminta-alueelle sillä hetkellä kun tarve osastolle ilmenee tai muuten mahdollisimman aikaisin, ja siten että osastot voivat toimia toiminta-alueella mahdollisimman pitkään. Toiminta-alueita käydään läpi, kunnes kaikkien toiminta-alueiden allokointitarpeet on tyydytetty tai kunnes allokoitavia osastoja ei enää ole. Ratkaisumalli ei ota kantaa toiminta-alueiden tai tukikohtien maantieteellisiin sijoituspaikkoihin, mutta tätä ongelmaa on kirjallisuudessa käsitelty ([Harju, 2019](#)).

Nykyisin käytössä olevassa ratkaisumallissa on oletettu, että seisontapaikka-alueiden tukeutumiskyky, eli kyky tankata ja aseistaa osastoja, on vakio koko skenaarion aikana ([Rantala, 2018](#), kple. 3.1.2). Ratkaisumalli olettaa myös, että osastot voivat jäädä huollon jälkeen samalle seisontapaikka-alueelle valmiuteen mielivaltaisen pitkäksi ajaksi. Jälkimmäinen oletus on ratkaisumallin toiminnan kannalta kriittinen, koska osastot allokoidaan toiminta-alueille toiminta-alueiden prioriteettijärjestyksessä. Kun osastoa yritetään allokoida toiminta-alueelle, se pyritään allokoimaan toiminta-alueella toimimisen jälkeen huoltoon sellaiselle seisontapaikka-alueelle, jonne allokoidessa osasto olisi taas huollettu ja valmiudessa mahdollisimman aikaisin. Ratkaisumalli ei ajon aikana koskaan tiedä, allokoidaanko huoltoon palaavaa osastoa enää jollekin toiminta-alueelle myöhemmin, vai jääkö se seisontapaikka-alueelle valmiuteen pidemmäksi aikaa esimerkiksi skenaarion loppuun saakka. Siksi osastojen tiloista skenaarion aikana voidaan olla varmoja vasta, kun kaikki toiminta-alueet on käyty läpi, eli vasta kun ratkaisumalli on ajettu loppuun saakka.

Huollon keston ratkaiseva malli, jota kutsutaan tästä eteenpäin huoltoaikamalliksi, ratkaisee huollon keston, kun sille syötetään huollettava osasto, seisontapaikka-alue, jossa huolto tehdään, ja huollon alkamishetki. Huoltoaikamalli tunnistaa myös, jos kyseistä huoltoa ei voida toteuttaa seisontapaikka-alueen sulkeutumisen vuoksi, ja estää tällaisten allokointien toteuttamisen. Koska malli on käytännössä vain funktio, joka kuvaa lähtöarvot positiivisiksi reaalityyppisiksi, on mallin käyttö osana nykyisin käytössä olevaa ratkaisumallia suoraviivaista. Siinä missä aikaisemmin ratkaisumalli käytti huollon keston seisontapaikka-aluekohtaista vakiota, kutsuu se nyt huoltoaikamallia huollon keston ratkaisemiseksi. Kaikki huoltoaikamallin lähtöarvot ovat tunnettuja sinä hetkenä kun ratkaisumalli kutsuu sitä. Koska osaston huollon kesto on yksi ratkaisumallin heuristiikan käyttämisestä kriteereistä osastoja toiminta-alueelle allokoidessa, ratkaisumallin ajaessa seisontapaikka-alueen huollon kestoa tarvitaan useita kertoja jokaista potentiaalista allokointia kohti ([Rantala, 2018](#), kple. 3.2). Siksi huoltoaikamallin laskennallinen nopeus on tärkeää, minkä vuoksi mallin käyttämät seisontapaikka-aluekohtaiset muuttujat lasketaan etukäteen ja tallennetaan muistiin, josta ne luetaan mallin ajaessa.



Osastoja siirtävä malli, jota kutsutaan tästä eteenpäin siirtomalliksi, siirtää osastoja seisontapaikka-alueelta toiselle, jos osasto on valmiudessa sellaisella seisontapaikka-alueella, joka on sulkeutumassa. Koska suljetulla seisontapaikka-alueella ei voi olla osastoa valmiudessa, on seisontapaikka-alueella valmiudessa oleva osasto siirrettävä toiselle seisontapaikka-alueelle ennen sulkeutumista. Siirron voisi yrittää tehdä sellaiselle seisontapaikka-alueelle, johon osaston siirtyessä skenaarion ratkaisu on mahdollisimman hyvä, eli toteutettu voima vastaisi vaadittua voimaa mahdollisimman hyvin. Mutta koska siirtomallin on toimittava ratkaisumallista erillisenä, eikä se siten voi tulkita potentiaalisen siirron vaikutuksia, on siirron kohdeseisontapaikka-alue valittava heuristisesti. Seisontapaikka-alue, jolle osasto siirretään, valitaan siten että osasto on mahdollisimman aikaisin taas valmiudessa ja siten allokoitavissa toiminta-alueelle. Siirto pyritään ensisijaisesti tekemään saman tukikohdan seisontapaikka-alueelle, tai tarvittaessa toisen tukikohdan seisontapaikka-alueelle.

Siirtomalli tulkitsee ratkaisumallin tuottamaa ratkaisua ja valitsee tämän perusteella, onko siirron teko tarpeellista vai ei. Jos siirto on tehtävä, malli valitsee siirron kohdeseisontapaikka-alueen ja ajanhetken, sekä tallentaa tämän siirron tehtäväksi skenaarioon. Lopuksi ratkaisumalli ajetaan uudestaan, ja tallennettu siirto toteutetaan skenaariota ratkaistaessa. Siirtomallin toimintaidea nojaa ratkaisumallin deterministisyyteen (Rantala, 2018, kple. 3.2). Ratkaisumalli on deterministinen, eli se tuottaa aina saman ratkaisun samalle skenaariolle. Siksi voidaan olla varmoja, että osasto on skenaariota uudelleen ratkaistaessa edelleen valmiudessa sulkeutuvalla seisontapaikka-alueella, koska mikään skenaariossa ei muutu ennen siirron ajanhetkeä. Koska siirtomalli toimii lähes kokonaan erillään ratkaisumallista, ei ratkaisumalli vaadi mitään muutoksia ollakseen yhteensopiva siirtomallin kanssa. Koska ratkaisumalli ajetaan uudestaan jokaista tehtyä siirtoa kohti, siirtomalli hidastaa ratkaisun löytämistä pahimmillaan moninkertaisesti, mutta koska yksittäisessä skenaariossa tehdään tyypillisesti vain yksittäisiä siirtoja, ei laskennallinen hidastuminen ole merkittävää.

## 3 Malli

### 3.1 Tukeutumiskyvyn muutokset

#### 3.1.1 Huollon keston laskenta

Käydään läpi huoltoaikamallin tekninen toteutus. Osaston huollon kesto on tankkaukseen ja aseistukseen kuluva yhteenlaskettu aika, kun tukeutumiskyvyn muutokset otetaan huomioon. Osaston huollon aikaväli on  $[t_A, t_L]$  jossa  $t_A, t_L \in \mathbf{R}_+$ , jolloin huollon kesto on  $T := t_L - t_A$ . Allokointialgoritmi, eli nykyisin käytössä olevan ratkaisumallin osa, joka toteuttaa siirrot (Rantala, 2018, kple. 3.2), tietää huollon alkuhetken  $t_A$ , joten tavoitteena on ratkaista huollon loppuhetki  $t_L$  ja siten  $T$ . Koska tukeutumiskyvyn muutos vaikuttaa ainoastaan aikavälinsä aikana toteutettuun huoltoon, voi osaston huollon aikaväli olla päällekkäin usean eri tukeutumiskyvyn

muutoksen aikavälin kanssa. Tällöin osaston huollon keston laskenta ei ole triviaalia, koska tukeutumiskyvyn muutos, joka on voimassa hetkellä  $t_A$  vaikuttaa huollon kestoon siirtäen ajanhetkeä  $t_L$ . Ajanhetken  $t_L$  siirto saattaa taas tarkoittaa, että huollon aikaväli on nyt päällekkäin toisen tukeutumiskyvyn muutoksen kanssa, jolloin ajanhetki  $t_L$  muuttuu taas. Jos huollon aikaväli on päällekkäin sellaisen aikavälin kanssa jolloin seisontapaikka-alue on suljettu, niin huoltoa ei pystytä toteuttamaan, joten tämä erityistilanne on myös kyettävä tunnistamaan huollon loppuhetkeä ratkaistaessa. Tukeutumiskyvyn muutoksella on muuttujana kerroin  $n \in \mathbf{R}_+ \cup \{\infty\}$ , joka kertoo, millä kertoimella huollon kesto pitenee. Jos seisontapaikka-alue on tukeutumiskyvyn muutoksen aikana suljettu, määritellään  $n = \infty$ .

Huoltoaikamalli voidaan määritellä huollon keston laskevaksi funktioksi

$$f : \mathbf{R}_+ \times \mathbf{N} \rightarrow (0, \infty], \quad f(t_A, T_{\text{Alk}}) = T,$$

jossa  $t_A$  on huollon alkamishetki ja  $T_{\text{Alk}} \in \mathbf{N}$  seisontapaikka-alueesta sekä osaston konetyypistä riippuva alkuperäinen huollon kesto. Arvo  $f(t_A, T_{\text{Alk}}) = \infty$  on valittu funktion palautusarvoksi silloin, kun huoltoa ei voida toteuttaa seisontapaikka-alueen sulkeutumisen vuoksi. Määritellään huoltoaikamallia varten uusi muuttuja, eli huoltokapasiteetti  $K_i \in \mathbf{R}_+$ , joka kertoo aikavälille  $[t_i, t_i^*]$  ja kertoimella  $n_i$  määritellyn tukeutumiskyvyn muutoksen aikana toteutettavan huollon 'määrän'. Muuttujaa  $i \in \mathbf{N}$  käytetään tukeutumiskyvyn muutosten ja niiden huoltokapasiteettien indeksointiin. Laskukaava kapasiteetille on

$$K_i := \frac{t_i^* - t_i}{n_i T_{\text{Alk}}}. \quad (1)$$

Kapasiteetti  $K_i$  kuvaa, kuinka monta kokonaista  $T_{\text{Alk}}$ -kestoista huoltoa voitaisiin korkeintaan toteuttaa tukeutumiskyvyn muutoksen  $i$  aikana. Kapasiteetit eivät riipu huollon alkuehdestä  $t_A$ , mutta ne riippuvat alkuperäisestä huollon kestosta  $T_{\text{Alk}}$ , joka riippuu huollettavasta osastosta. Huoltoaikamallin toiminta perustuu siihen, että etsitään tukeutumiskyvyn muutos, jonka aikavälillä  $t_A$  on, ja summataan tämän ja seuraavien peräkkäisten muutosten kapasiteetteja kunnes joko  $\sum_i K_i \geq 1$  tai kohdataan aikaväli, jolloin seisontapaikka-alue on suljettu. Tätä varten määritellään tukeutumiskyvyn muutokset myös kaikkiin niihin aikaväleihin, joihin tukeutumiskyvyn muutoksia ei ole määritelty; näille muutoksille  $n = 1$ .

Koska huollon kesto on yksi allokointialgoritmin käyttämistä lajittelukriteereistä (Rantala, 2018, kple. 3.2), niin huoltoaikamallia kutsutaan useita kertoja jokaista potentiaalista osaston allokointia kohtaan. Huoltoaikamallin algoritmin nopeuttamiseksi määritellään toinen muuttuja, skaalaamaton kapasiteetti  $k_i \in \mathbf{R}_+$ , jonka laskukaava on

$$k_i := K_i T_{\text{Alk}} = \frac{t_i^* - t_i}{n_i} \quad (2)$$

jokaiselle vastaavalle kapasiteetille  $K_i$ . Skaalaamaton kapasiteetti on riippumaton myös alkuperäisestä huollon kestosta  $T_{\text{Alk}}$ , ja siten seisontapaikka-aluekohtainen.

Skaalamattomat kapasiteetit lasketaan jokaiselle seisontapaikka-alueelle ennen ratkaisumallin ajoa ja tallennetaan muistiin. Algoritmi käyttää muistiin tallennettuja arvoja kapasiteettia laskiessa, jolloin vältetään osamäärien  $(t_i^* - t_i)/n_i$  toisteista laskentaa.

### 3.1.2 Algoritmi

Käydään läpi huoltoaikamallin algoritmin toiminta askeleittain. Askeleet vastaavat algoritmin toiminnan vaiheita. Annettuja muuttujia ovat huollon alkuhetki  $t_A$  sekä seisontapaikka-alueesta ja osaston konetyypistä riippuva alkuperäinen huoltoaika  $T_{\text{Alk}}$ . Askeleet ovat:

0. Olkoot A indeksi sille seisontapaikka-alueen tukeutumiskyvyn muutokselle, joka on voimassa ajanhetkellä  $t_A$ . Määritellään seuraavat muuttujat:

$n_A$       Tukeutumiskyvyn muutoksen A kerroin.  $n_A \in \mathbf{R}_+ \cup \{\infty\}$ .  
 $T$       Huollon kesto (ratkaistava muuttuja).

1. Jos  $n_A = \infty$ , aseta  $T = \infty$ , palauta  $T$  ja lopeta algoritmi.

Jos tukeutumiskyvyn kerroin on huollon alkamishetkenä ääretön, tiedetään että seisontapaikka-alue on suljettu huollon alkaessa. Tällöin huolto ei ole mahdollinen, joten algoritmi voidaan lopettaa heti. Jos näin ei ole, jatketaan:

2. Määritellään seuraavat muuttujat:

$t_A^*$       Tukeutumiskyvyn muutoksen A lopetushetki.  
 $c_{\text{Alk}}$       Muuttujan  $T_{\text{Alk}}$  käänteisluku.

3. Lasketaan alkuhetken ja nykyisen tukeutumiskyvyn muutoksen päättymisen välissä tehtävä kapasiteetti  $K_A$  kaavaa (1) käyttäen, jossa muuttuja  $T_{\text{Alk}}$  on korvattu sitä vastaavalla käänteisluvulla:

$$K_A = c_{\text{Alk}} \frac{t_A^* - t_A}{n_A}. \quad (3)$$

4. Jos  $K_A \geq 1$ , aseta  $T = n_A T_{\text{Alk}}$ , palauta  $T$  ja lopeta algoritmi.

Jos osaston koko huolto voidaan toteuttaa nykyisen tukeutumiskyvyn muutoksen aikana, voidaan huollon kesto  $T_{\text{Alk}}$  yksinkertaisesti kertoa muuttujalla  $n_A$ , joten myöhempiä tukeutumiskyvyn muutoksia ei tarvitse tutkia. Jos kapasiteetti  $K_A < 1$ , on osa huollosta tehtävä seuraavissa tukeutumiskyvyn muutoksissa, joten jatketaan algoritmia:

5. Määritellään uusia muuttujia:

|                |                                                                                                                               |
|----------------|-------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------------|
| $\Sigma_K$     | Kaikkien tähän saakka läpikäytyjen tukeutumiskyvyn muutosten kapasiteettien summa. Asetetaan alkuarvoksi $\Sigma_K = K_A$ .   |
| $\Sigma_{K-1}$ | Sama kuin $\Sigma_K$ , poislukien viimeiseksi lisätty kapasiteetti. Asetetaan alkuarvoksi $\Sigma_{K-1} = 0$ .                |
| $\Sigma_T$     | Kaikkien tähän saakka läpikäytyjen tukeutumiskyvyn muutosten kestojen summa. Asetetaan alkuarvoksi $\Sigma_T = t_A^* - t_A$ . |
| $\Sigma_{T-1}$ | Sama kuin $\Sigma_T$ , poislukien viimeiseksi lisätty aikaväli. Asetetaan alkuarvoksi $\Sigma_{T-1} = 0$ .                    |

6. Asetetaan indeksiksi  $i = A + 1$ . Lasketaan seuraavan tukeutumiskyvyn muutoksen kapasiteetti  $K_i$  kaavalla

$$K_i = c_{\text{Alk}} k_i,$$

jonka kaavan (2) mukaan määritelty skaalaamaton kapasiteetti  $k_i$  kutsutaan muistista.

Koska muuttuja  $c_{\text{Alk}}$  on kapasiteettia laskiessa ainoa joka riippuu huollettavasta osastosta, on skaalaamaton kapasiteetti  $k_i$  laskettu etukäteen ja tallennettu, joten kapasiteetti  $K_i$  lasketaan vain kertomalla kyseinen  $k_i$  muuttujalla  $c_{\text{Alk}}$ .

7. Jos  $K_i = 0$ , aseta  $T = \infty$ , palauta  $T$  ja lopeta algoritmi. Muuten, aseta

$$\Sigma_K = \Sigma_K + K_i, \quad \Sigma_{K-1} = \Sigma_K, \quad \Sigma_T = \Sigma_T + (t_i^* - t_i), \quad \Sigma_{T-1} = \Sigma_T.$$

8. Jos  $\Sigma_K < 1$ , palaa askeleeseen 6 ja siirry seuraavaan tukeutumiskyvyn muutokseen, eli aseta indeksi  $i = i + 1$ . Muuten jatka eteenpäin.

Seuraavia tukeutumiskyvyn muutoksia käydään läpi while-silmukassa, kunnes siihen asti laskettu kapasiteetti riittää vähintään yhteen kokonaiseen huoltoon. Koska jokaisen seisonapaikka-alueen viimeiselle tukeutumiskyvyn muutokselle  $I$  pätee  $t_I^* = \infty$ , niin viimeinen kapasiteetti on arvoltaan aina  $K_I = \infty$ , joten while-silmukan ajo lopetetaan aina jossain kohtaa. Silmukassa tarkistetaan aina myös, onko seisonapaikka-alue suljettu nykyisessä tukeutumiskyvyn muutoksessa, jolloin palautetaan  $T = \infty$  ja lopetetaan algoritmi.

9. Määritellään läpikäydyistä tukeutumiskyvyn muutoksista viimeisessä tehtävä kapasiteetti  $K_N = 1 - \Sigma_{K-1}$ . Lasketaan kaavan (1) avulla ajanhetki  $t_N^*$  ja siten kesto  $T_N$ , jolla kapasiteetiksi saadaan  $K_N$

$$K_N = \frac{t_N^* - t_N}{n_N T_{\text{Alk}}} \Rightarrow T_N := t_N^* - t_N = n_N T_{\text{Alk}} K_N. \quad (4)$$

10. Aseta  $T = \Sigma_{T-1} + T_N$ , palauta  $T$  ja lopeta algoritmi.

Koska kapasiteettien summa on vähintään yksi, kuuluu huollon lopetushetki varmasti viimeiseksi läpikäydyin tukeutumiskyvyn muutoksen aikaväliin. Laskemalla viimeisessä tukeutumiskyvyn muutoksessa tehtävä kapasiteetti saadaan lopetushetki ratkaistua kaavaa (4) käyttämällä. Jos kaikki kapasiteetit olisivat äärellisiä, niin muuttuja  $\Sigma_{K-1}$  olisi tarpeeton, koska yhtälö  $\Sigma_{K-1} = \Sigma_K - K_i$  olisi aina tosi. Mutta koska seisontapaikka-alueen viimeiselle tukeutumiskyvyn muutokselle pätee  $K_I = \infty$ , ei erotus ole aina laskettavissa, joten summa ennen viimeisimmän arvon lisäämistä on pidettävä muistissa.

## 3.2 Osastojen siirrot

### 3.2.1 Heuristiikan toiminta

Kappaleen 3.1 määritelmän mukaan seisontapaikka-alueen ollessa suljettuna ei sillä voi sijaita osastoa lainkaan. Kappaleessa esitelty malli huollon keston laskemiseksi onnistuu tunnistamaan tilanteet, joissa osaston huolto seisontapaikka-alueella olisi päällekkäin sellaisen aikavälin kanssa, jolloin seisontapaikka-alue on suljettu. Tällöin huoltoaikamalli palauttaa huollon kestoksi  $T = \infty$ , jonka perusteella kyseinen huolto voidaan jättää toteuttamatta. Huoltoaikamalli ei kuitenkaan voi tunnistaa tilannetta, jossa seisontapaikka-alueella huollossa ollut ja valmiuteen jäänyt osasto on edelleen seisontapaikka-alueella valmiudessa sen sulkeutuessa. Koska osasto ei voi jäädä sulkeutuneelle seisontapaikka-alueelle, se on siirrettävä sieltä muualle. Koska osasto on valmiudessa, ei ohjelma ole löytänyt sille toiminta-aluetta, jossa toimia kyseisellä ajanhetkellä (Rantala, 2018, kple. 3.2). Siksi osasto on siirrettävä toiselle seisontapaikka-alueelle valmiuteen viimeistään silloin, kun alkuperäinen seisontapaikka-alue sulkeutuu.

Ohjelman allokointialgoritmi olettaa, että toiminta-alueelta seisontapaikka-alueelle palaava osasto voi huollon jälkeen jäädä seisontapaikka-alueelle valmiuteen mielivaltaisen pitkäksi ajaksi (Rantala, 2018, kple. 3.2.2). Siksi allokointialgoritmi ei voi osastoja seisontapaikka-alueille allokoidessa huomioda sitä, aiheuttaako mahdollinen allokointi tarpeen osaston siirrolle. Jotta ohjelman allokointialgoritmia ei tarvitsisi muokata, siirrot toteuttava algoritmi valitsee tarvittavat osastojen siirrot allokointialgoritmin ulkopuolella. Tämä tehdään tulkitsemalla skenaarion ratkaisua

ja syöttämällä skenaario uudelleen allokointialgoritmille siirron kera.

Osaston siirtoa suunnitellessa olennaisin valinta on se, mikä on siirtyvän osaston kohde, eli mille seisontapaikka-alueelle osasto siirtyy. Tämä johtuu siitä, että kohteen maantieteellinen sijainti vaikuttaa sillä sijaitsevan osaston etäisyyteen toiminta-alueista. Tämä vaikuttaa osaston matka-aikaan toiminta-alueille ja siihen, kuinka pitkäksi ajaksi osasto voidaan allokoida toiminta-alueelle tuottamaan voimaa. Jos osasto on valmiudessa liian kaukana toiminta-alueesta, ei sitä välttämättä voida allokoida toiminta-alueelle lainkaan, vaikka osaston konetyyppi sopisi toiminta-alueelle. Mutta jos osaston konetyyppi ei sovi millekään toiminta-alueelle jonain aikana, niin osaston siirto toiminta-alueita lähellä sijaitsevalle seisontapaikka-alueelle voisi heikentää skenaarion ratkaisua. Osasto estäisi valmiudellaan muita osastoja käyttämästä kyseistä seisontapaikka-aluetta. Siksi osaston siirto aina toiminta-alueita lähimpänä olevalle seisontapaikka-alueelle ei ole yksiselitteinen ratkaisu.

Koska jokaiselle seisontapaikka-alueelle mahtuu korkeintaan yksi osasto kerrallaan, on kohteen oltava tyhjä osaston siirtohetkellä. Kohteen on oltava myös siirtyvän osaston saavutettavissa maantieteellisesti, eli osastolla on oltava riittävästi polttoainekapasiteettia yltääksensä lentämään kohteeseen, jos kohde on eri tukikohdassa kuin sulkeutuva seisontapaikka-alue. Nämä ehdot täyttävistä seisontapaikka-alueista halutaan valita sellainen, jolla maksimoidaan allokointialgoritmin kohdefunktion arvo, eli voimantuotto toiminta-alueilla. Koska osaston siirto on kuitenkin valittava allokointialgoritmin ulkopuolella, ei kohteeksi valittavia seisontapaikka-alueita valitessa voida tietää, mikä niistä olisi voimantuoton kannalta paras. Siksi kohteen valinnassa on käytettävä heuristiikkaa.

Siirrettävän osaston siirron kohdeseisontapaikka-alue valitaan seuraavalla heuristiikalla. Heuristiikka valitsee potentiaalisista kohteista sen, jonne osasto on siirrettäessä mahdollisimman aikaisin taas valmiudessa, eli valmiina seisontapaikka-alueella toiminta-alueille allokoitavaksi. Tätä kriteeriä käytetään siksi, että sen laskenta on suoraviivaista allokointialgoritmista riippumatta. Se ei myöskään edellytä enempää oletuksia osaston tai seisontapaikka-alueiden yksityiskohdista. Se myös takaa, että osasto on mahdollisimman nopeasti taas valmiudessa toiminta-alueille allokoitavaksi.

Heuristiikka on deterministinen sekä myooppinen. Deterministinen siksi, että se valitsee aina saman valinnan samoista lähtöarvoista, ja myooppinen, koska se ei huomioi valinnan seurauksia. Heuristiikka tekee valinnan kohdeseisontapaikka-alueesta allokointialgoritmin tuottaman skenaarion ratkaisun pohjalta. Tämän jälkeen heuristiikan löytämän kohteen sisältävä osaston siirto sekä alkuperäinen skenaario syötetään uudelleen allokointialgoritmille. Osaston siirron algoritmi sekä heuristiikka on havainnollistettu kaaviona kuvassa 1. Heuristiikka koostuu neljästä vaiheesta:

- Listaa saman tukikohdan seisontapaikka-alueet, jotka ovat siirron aikaikkunassa vapaita.
- Valitse näistä se, jonne siirrettäessä osasto on taas valmiudessa mahdollisimman aikaisin.
- Jos lista on tyhjä, listaa kaikkien muiden tukikohtien seisontapaikka-alueet, jotka ovat siirron aikaikkunassa vapaita.
- Valitse näistä se, jonne siirrettäessä osasto on valmiudessa mahdollisimman aikaisin.

Jos kohdeseisontapaikka-alue on toisessa tukikohdassa, on osaston siirryttävä sinne lentäen, joka kuluttaa osaston polttoainetta. Siksi osasto on tankattava kohteessa sinne saapumisen jälkeen. Osaston tankkauksen kestolle lasketaan suuntaa antava kesto, joka on osa seisontapaikka-alueen tavallisen tankkauksen kestosta, ja korkeintaan 1-kertainen. Tankkauksen kesto  $T_{\text{Tank}}^*$  lasketaan kaavalla

$$T_{\text{Tank}}^* = (0,3 + 0,7 \cdot p) \cdot T_{\text{Tank}}, \quad p = \frac{\text{Kulunut polttoaine}}{\text{Polttoainekapasiteetti}}, \quad (5)$$

jossa  $T_{\text{Tank}}$  on tyypillisen tankkauksen kesto ja  $p$  siirtoon kuluneen polttoaineen suhde osaston polttoainekapasiteettiin. Tankkauksen kesto  $T_{\text{Tank}}^*$  on aina vähintään yli 30% tyypillisen tankkauksen kestosta, ja kasvaa riippuen siitä, kuinka paljon tankkausta osasto vaatii. Arvio perustuu siihen, että hävittäjäosaston tankkaukseen kuuluu vaiheita, joiden kesto on riippumaton tankkauksen määrästä, kuten tankkauskaluston siirto seisontapaikka-alueelle sekä tankkauskaluston asennus ja purku.

### 3.2.2 Algoritmi

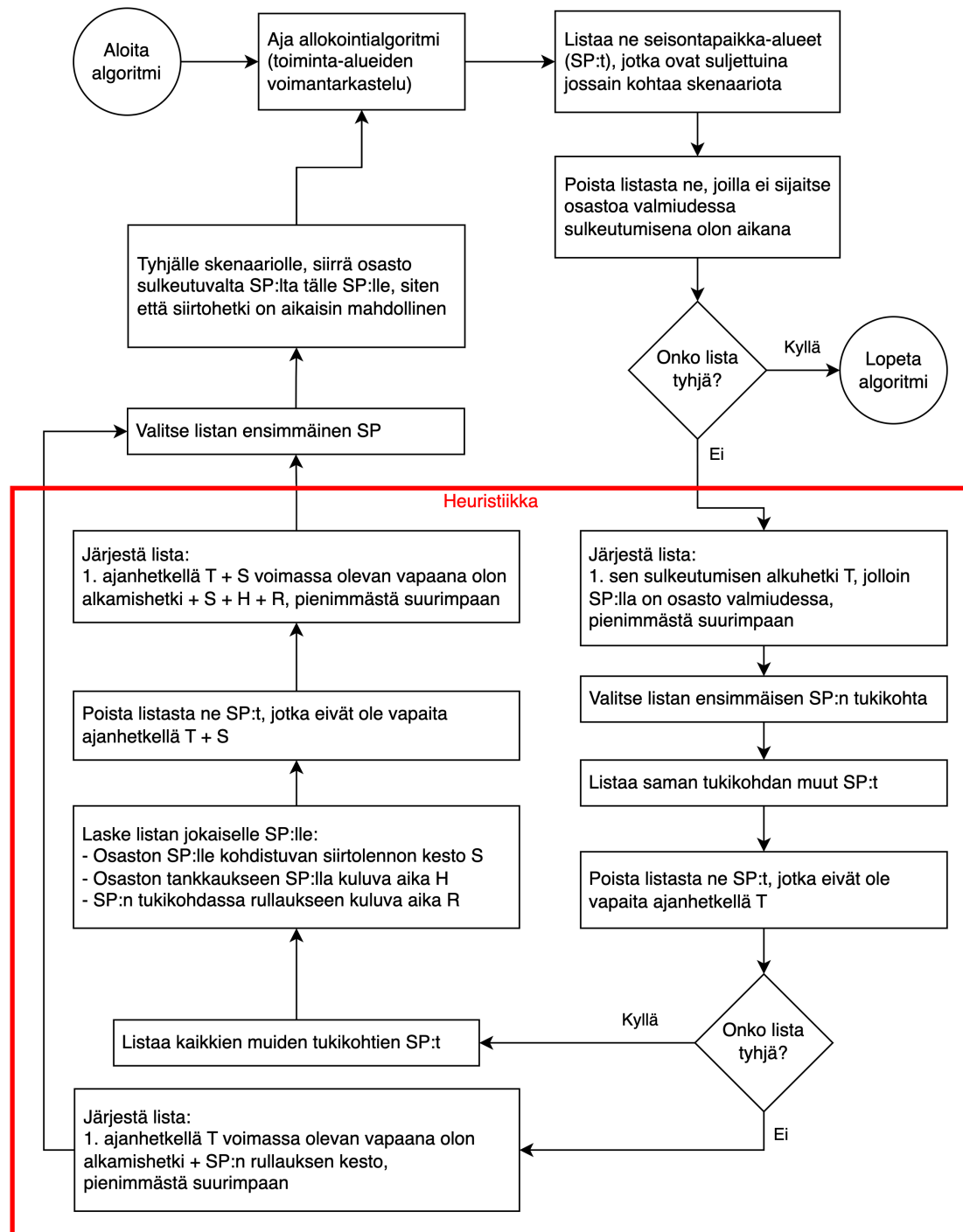
Käydään läpi mallin algoritmin toiminta, joka on esitetty kaaviona kuvassa 1. Algoritmi toimii seuraavasti. Skenaarion ratkaiseminen alkaa allokointialgoritmin ajamisella ratkaistavalle skenaariolle. Malli tarkastelee niitä seisontapaikka-alueita, joille on määritetty sulkeutuminen jonain ajanhetkenä. Nämä seisontapaikka-alueet listataan, ja listasta poistetaan ne, joilla ei ole osastoa valmiudessa sulkeutumishetkellä. Taivuteltu tila on, että lista on tämän jälkeen tyhjä. Jos lista on tyhjä, skenaario on kokonaan ratkaistu ja algoritmi voidaan lopettaa. Jos listalla on seisontapaikka-alueita, on näillä seisontapaikka-alueilla osasto valmiudessa seisontapaikka-alueen sulkeutumishetkellä. Nämä osastot on siirrettävä muille seisontapaikka-alueille. Koska allokointialgoritmi saattaa tuottaa erilaisen ratkaisun yksittäisen siirron sisältävälle skenaariolle siirtohetkestä eteenpäin, on siirrot lisättävä yksi kerrallaan aloittaen siitä siirrosta, joka on tehtävä aikaisimmin.

Listassa olevat seisontapaikka-alueet järjestetään sen ajanhetken mukaan, milloin seisontapaikka-alue sulkeutuu ja osasto on sillä valmiudessa. Järjestys on pienimmästä ajanhetkestä suurimpaan. Koska siirto tehdään näistä aikaisimmalle, valitaan listan seisontapaikka-alueista ensimmäinen. Ensimmäiseksi tarkistetaan, voidaanko seisontapaikka-alueella sijaitseva osasto siirtää tukikohdan sisäisesti. Luodaan lista kaikista saman tukikohdan muista seisontapaikka-alueista, ja poistetaan listasta ne, jotka ovat varattuja sulkeutumishetkellä. Jos lista ei ole tyhjä, järjestetään lista sen mukaan, milloin sulkeutumishetkellä voimassa oleva seisontapaikka-alueen vapaa jakso alkaa summattuna seisontapaikka-alueen rullauksen keston. Järjestys on pienimmästä ajanhetkestä suurimpaan. Listan ensimmäinen seisontapaikka-alue valitaan siirron kohteeksi.

Jos saman tukikohdan muiden seisontapaikka-alueiden lista jää poistojen jälkeen tyhjäksi, listataan kaikkien muiden tukikohtien seisontapaikka-alueet. Näistä jokaiselle lasketaan kesto osaston lennolle tämän ja osaston nykyisen seisontapaikka-alueen välillä, osaston tankkauksen kesto ja osaston rullauksen kesto. Listasta poistetaan ne seisontapaikka-alueet, jotka eivät ole vapaita silloin, kun siirrettävä osasto saapuisi viimeisenä mahdollisena ajanhetkenä seisontapaikka-alueelle, sulkeutumishetken ja siirron keston summan ajanhetkenä. Jäljellä olevat seisontapaikka-alueet laitetaan järjestykseen sen mukaan, missä siirron alkamishetken, siirron keston, tankkauksen keston ja rullauksen keston summa on pienin. Järjestys on siis sen mukaan, minne siirtyessä osasto on aikaisimmin taas tankattu ja valmiudessa.

Kun kohdeseisontapaikka-alue on valittu, valitaan siirron ajanhetki. Siirron ajanhetki on suurimmillaan seisontapaikka-alueen sulkeutumishetki, mutta osasto siirretään aikaisemmin jos mahdollista. Aikaisin mahdollinen siirron ajanhetki on joko siirrettävän osaston valmiuden alkamishetki tai kohdeseisontapaikka-alueen vapautumisen alkamishetki riippuen siitä kumpi on suurempi. Kun siirron ajanhetki on valittu, tallennetaan siirto alkuperäiseen skenaarioon toteutettavaksi. Allokointialgoritmi ajetaan uudelleen tälle skenaariolle. Samat vaiheet toistetaan, kunnes skenaarion ratkaisussa ei ole siirtoa vaativia osastoja, jolloin skenaario on ratkaisu ja algoritmi voidaan lopettaa.





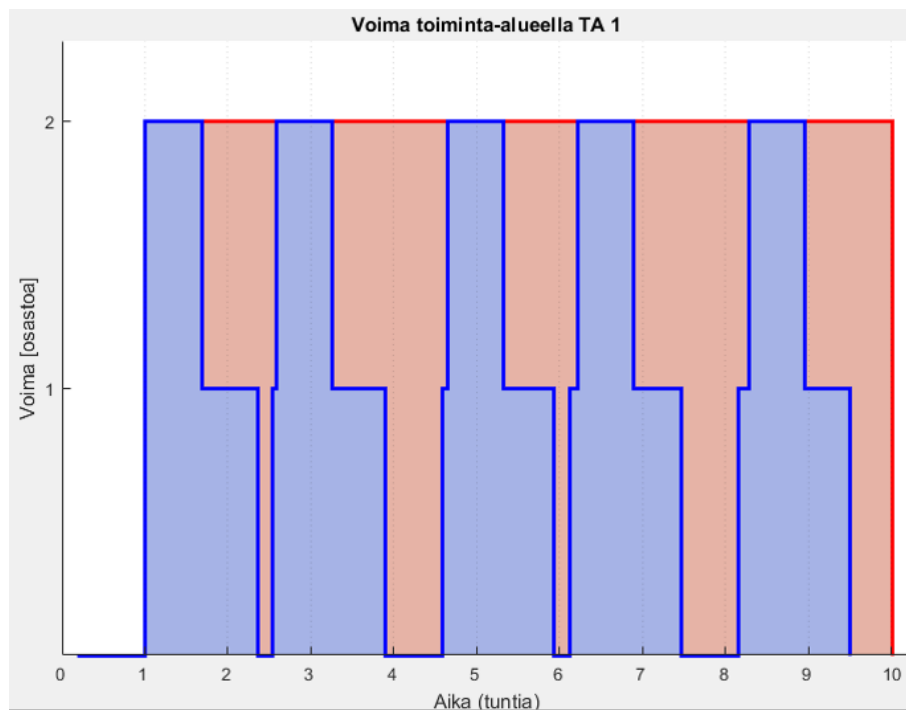
Kuva 1: Kaavio algoritmille ja sen heuristiikalle. 'Seisontapaikka-alue' on lyhennetty muotoon 'SP'.

## 4 Esimerkkisimulaatiot

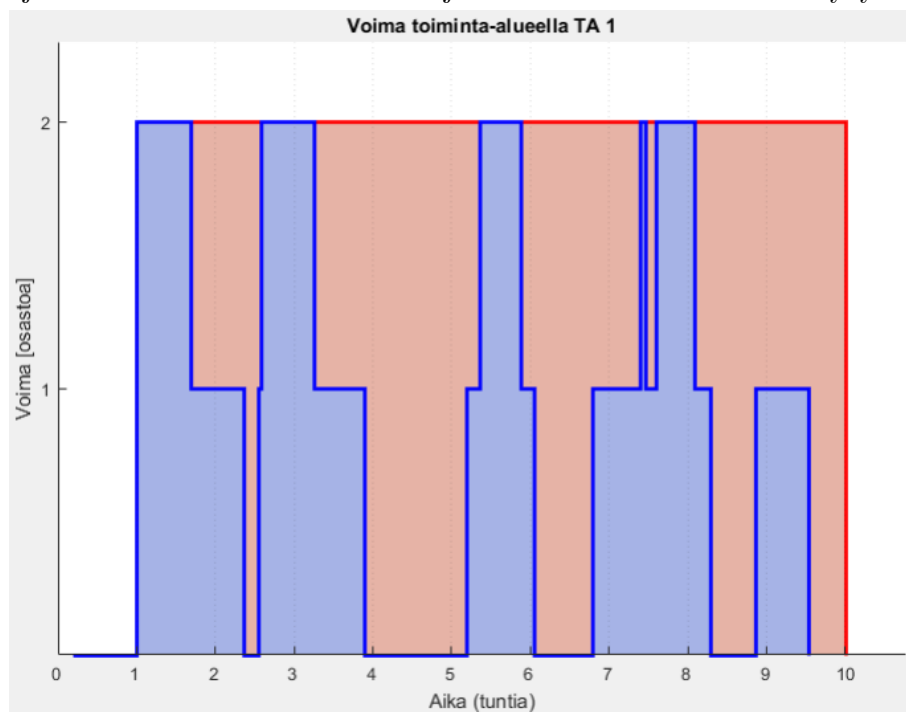
### 4.1 Tukeutumiskyvyn muutokset

Demonstroidaan huollon keston kasvattamisen vaikutusta skenaarion ratkaisuun. Tarkastellaan esimerkkinä yksinkertaista skenaariota, jossa kolme osastoa pyrkii toteuttamaan kahden osaston voimavaatimuksen yhdellä toiminta-alueella aikavälillä 1:00 - 10:00. Allokointialgoritmi pyrkii siis siihen, että toiminta-alueella on kaksi osastoa ilmassa koko tämän aikavälin ajan. Käytössä on ainoastaan yksi tukikoh- ta, jossa on kolme seisontapaikka-aluetta. Näiden huoltoajaksi, eli tankkaukseen ja aseistukseen yhteensä kuluvaksi ajaksi, asetetaan 50 min. Asetetaan HotRefin eli kuumatankkaukseen kuluvaksi ajaksi 20 min. Kaikille kolmelle seisontapaikka- alueelle määritellään tukeutumiskyvyn muutokseksi huoltokerroin  $n = 3$  aikavälille 4:00 - 9:00.

Kuvassa [2a](#) on esitetty osastojen lukumäärä toiminta-alueella ilman tukeutumiskyvyn muutoksia, ja kuvassa [2b](#) on otettu huomioon tukeutumiskyvyn muutokset. Kuvassa punainen väri kuvaa toiminta-alueelle vaadittua voimaa, eli osastojen lukumäärää, ajan suhteen. Sininen väri kuvaa toteutunutta voimantuottoa, eli ajanjaksoja jolloin toiminta-alueella on käyrän korkeudesta riippuen yksi tai kaksi osastoa. Kuvassa [3](#) on esitetty seisontapaikka-alueiden käyttö ajan suhteen ilman tukeutumiskyvyn muutoksia ja niiden kanssa.

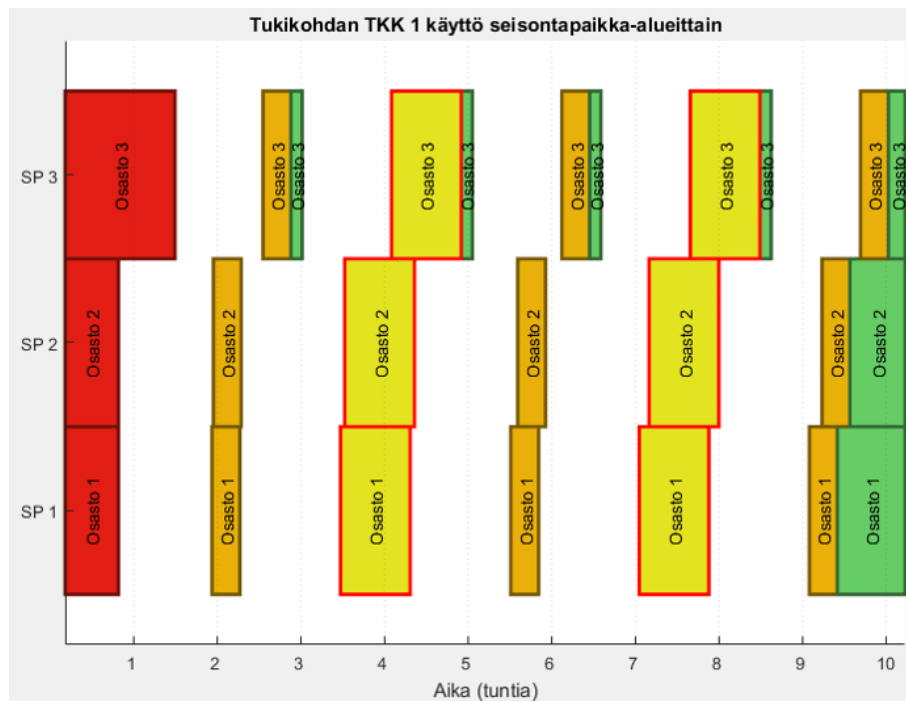


(a) Osastojen lukumäärä toiminta-alueella ajan suhteen ilman tukeutumiskyvyn muutoksia

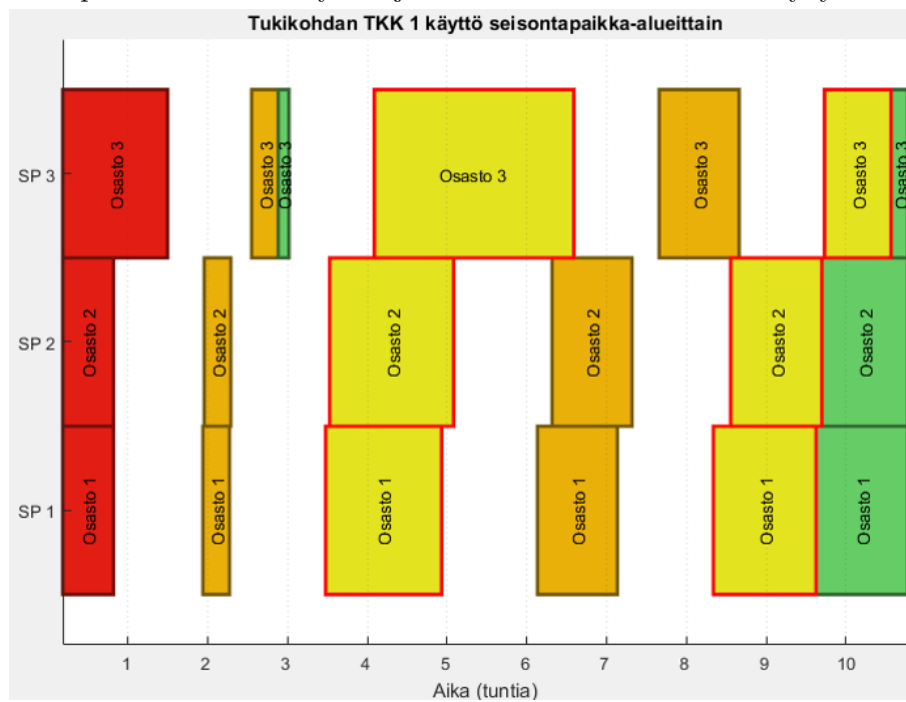


(b) Osastojen lukumäärä toiminta-alueella ajan suhteen tukeutumiskyvyn muutoksilla

Kuva 2: Osastojen lukumäärien vertailu toiminta-alueella.



(a) Seisontapaikka-alueiden käyttö ajan suhteen ilman tukeutumiskyvyn muutoksia



(b) Seisontapaikka-alueiden käyttö ajan suhteen tukeutumiskyvyn muutoksilla



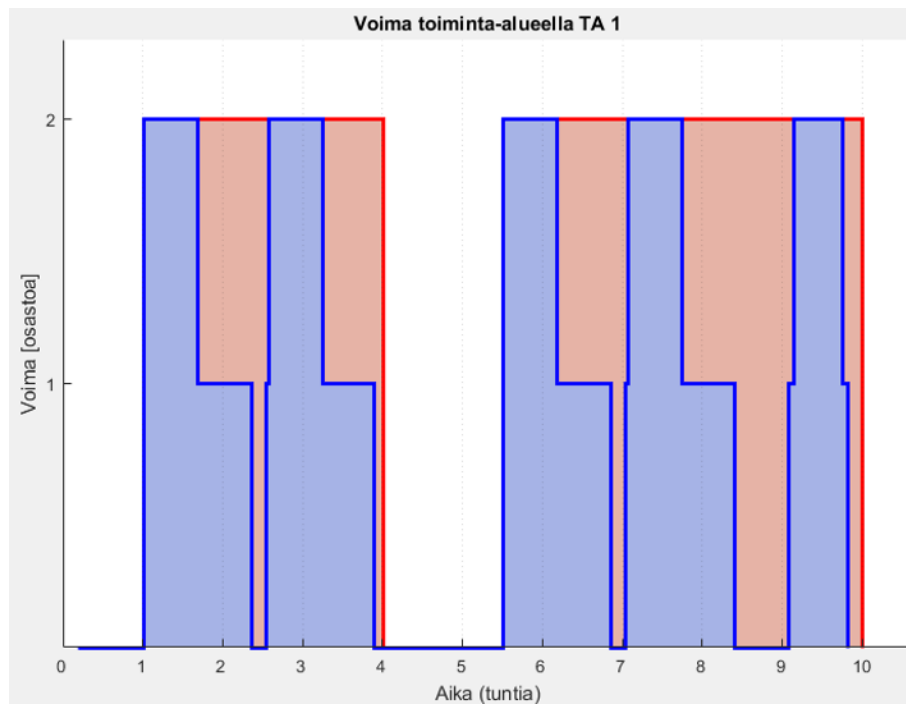
(c) Seisontapaikka-alueiden tilojen värikoodaus

Kuva 3: Seisontapaikka-alueiden käytön vertailu.

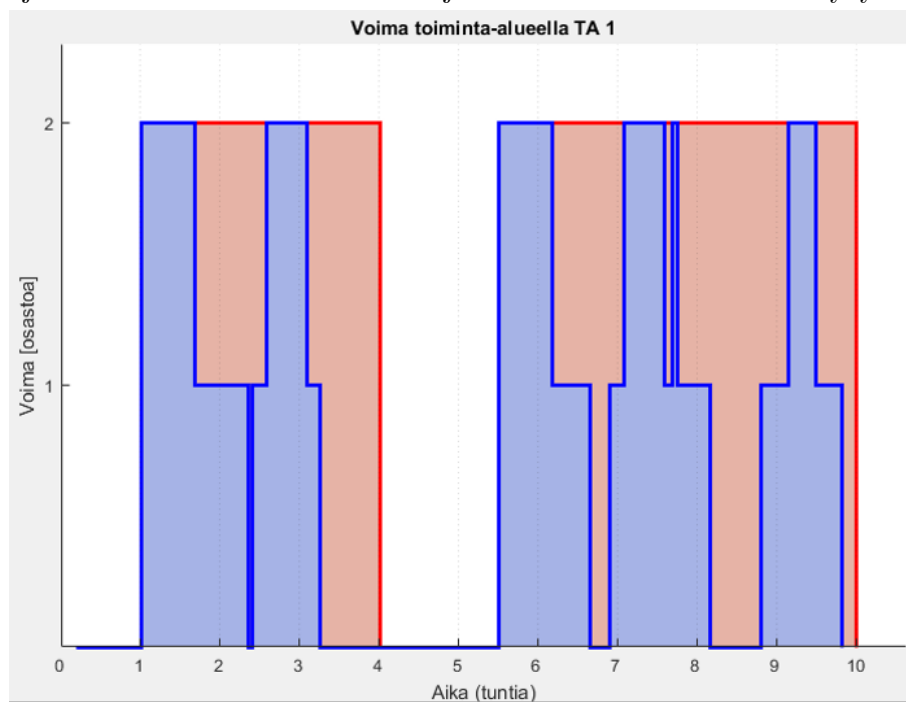
Kuvasta 2 nähdään kolminkertaisen huoltoajan vaikutus toiminta-alueilla olevien osastojen lukumäärään – ajankohdasta noin 4:30 eteenpäin toiminta-alueella on osastoja vähemmän. Kuvasta 3b nähdään pidentyneen huoltoajan vaikutus seisontapaikka-alueiden käyttöön aikavälillä 4:00 – 9:00 (vrt. kuva 3a). Osaston 3 aseistus ja tankkaus noin ajanhetkellä 4:00 tapahtuu kokonaan tämän aikavälin sisällä, joten sen huoltoaika on kokonaisuudessaan  $3 \cdot 50 \text{ min} = 150 \text{ min}$ . Jos osaston huolto sijoittuu osittain useamman eri tukeutumiskyvyn aikavälin kohdalle, niin huoltoaika lasketaan kappaleessa 3.1.2 esitellyn algoritmin while-silmukan avulla. Esimerkiksi osaston 1 ajanhetkellä noin 3:30 alkavasta huollosta tehdään noin 30 min ennen ajanhetkellä 4:00 alkavaa tukeutumiskyvyn muutosta, joten ylijäävässä huollon osuudessa kestää noin  $3 \cdot (50 \text{ min} - 30 \text{ min}) = 60 \text{ min}$ . Näin huollon kesto on kokonaisuudessaan noin 90 min. Vastaava tilanne esiintyy myös ajanhetken 9:00 kohdalla, jossa ajallisesti jälkimmäinen osa huollosta tehdään tukeutumiskyvyn muutosaikavälin ulkopuolella.

## 4.2 Osaston siirto

Demonstroidaan osaston siirtoa skenaariota ratkaistaessa. Tarkastellaan esimerkkinä edellä mainittua skenaariota seuraavilla muutoksilla. Skenaarioon lisätään uusi tukikohta TKK2, jolla on yksi seisontapaikka-alue. Tämän alueen huolto- ja HotRef-ajat ovat samat kuin edellisen kappaleen esimerkissä mukana olleen tukikohdan TKK1 seisontapaikoilla. TKK2 on maantieteellisesti merkittävästi kauempana toiminta-alueesta kuin TKK1, joten allokointialgoritmi ohjaa osastoja huoltoon TKK2:seen vain, jos TKK1:ssä ei ole vapaata huoltoresurssia. Voimavaatimusta muutetaan siten, että toiminta-alueelle halutaan kaksi osastoa aikaväleillä 1:00 – 4:00 ja 5:30 – 10:00, ja aikavälillä 4:00 – 5:30 toiminta-alueelle ei vaadita yhtään osastoa. Tukikohdan TKK1 seisontapaikka-alueelle SP1 määritellään suljetuksi aikavälinä 5:00 – 9:00. Kuvassa 4a on esitetty osastojen lukumäärä toiminta-alueella ilman tukeutumiskyvyn muutoksia. Kuvassa 4b on otettu huomioon muutokset. Kuvassa 5 on esitetty seisontapaikka-alueiden käyttö ilman tukeutumiskyvyn muutoksia ja niiden kanssa. Kuvassa 6 nähdään osastojen tilat, kun on otettu huomioon tukeutumiskyvyn muutokset.

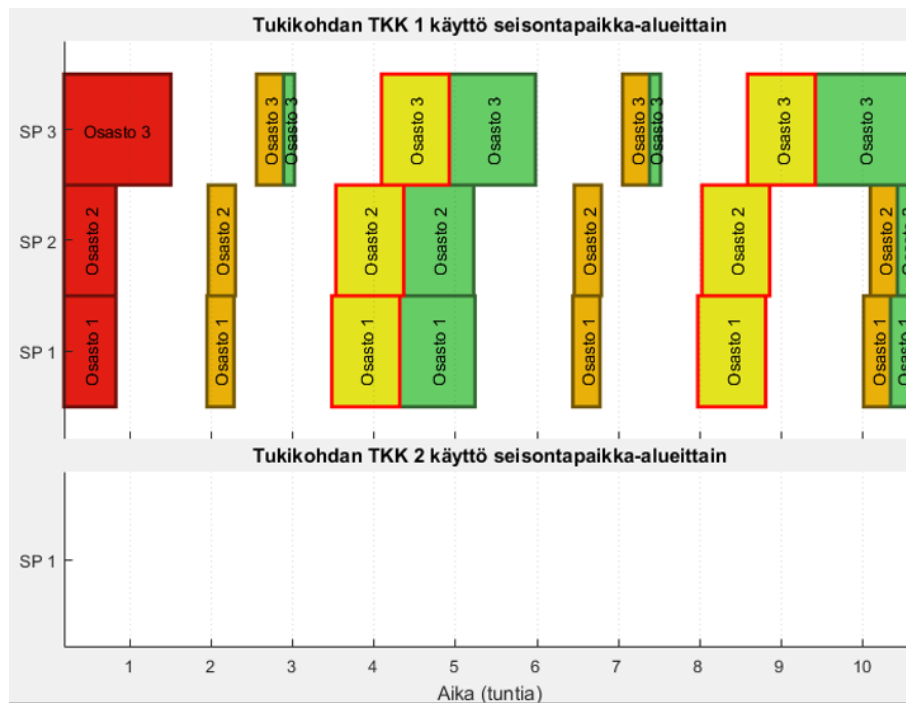


(a) Osastojen lukumäärä toiminta-alueella ajan suhteen ilman tukeutumiskyvyn muutoksia

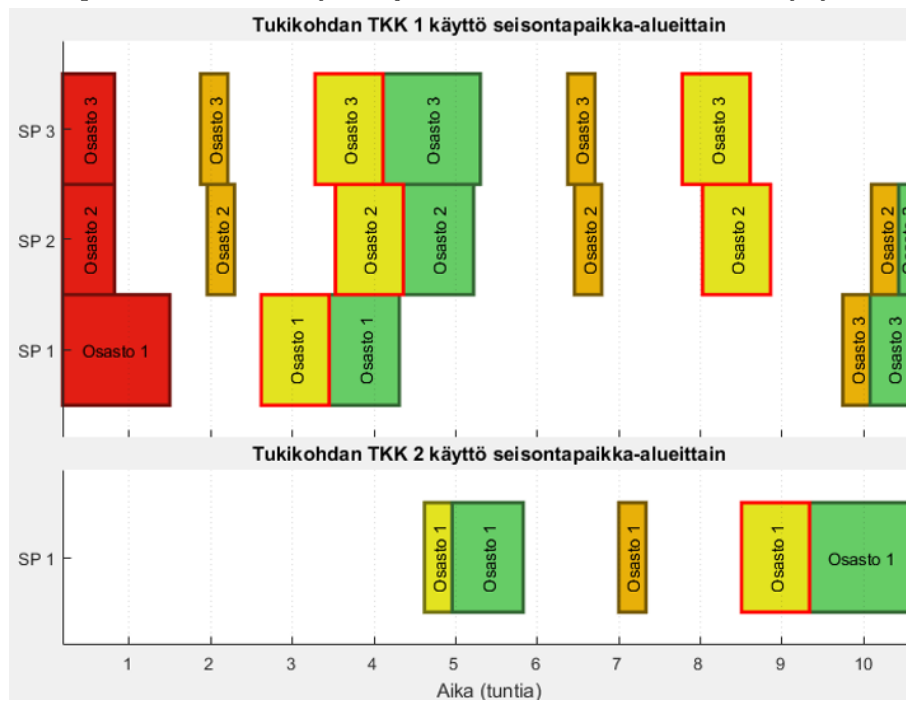


(b) Osastojen lukumäärä toiminta-alueella ajan suhteen tukeutumiskyvyn muutoksilla

Kuva 4: Osastojen lukumäärien vertailu toiminta-alueella.

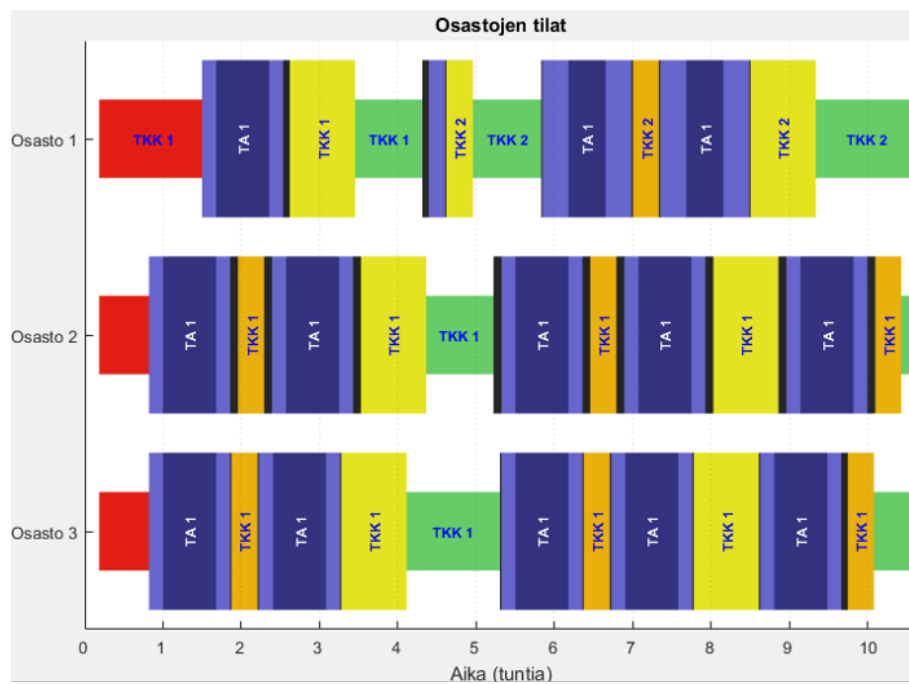


(a) Seisontapaikka-alueiden käyttö ajan suhteen ilman tukeutumiskyvyn muutoksia



(b) Seisontapaikka-alueiden käyttö ajan suhteen tukeutumiskyvyn muutoksilla

Kuva 5: Seisontapaikka-alueiden käytön vertailu.



(a) Osastojen tilat ajan suhteen tukeutumiskyvyn muutosten kanssa



(b) Osastojen tilojen värikoodaus

Kuva 6: Osastojen tilat tukeutumiskyvyn muutosten ollessa käytössä.



Kuvasta 4 nähdään, että toiminta-alueelle saatu hävittäjävoima on hieman pienempi tukeutumiskyvyn muutosten ollessa käytössä. Tämä johtuu tukikohdan TKK1 seisontapaikka-alueen SP1 sulkeutumisesta. Sulkeutuminen tarkoittaa, että yksi osasto joudutaan huoltamaan maantieteellisesti toiminta-alueella kauempana olevassa tukikohdassa TKK2. Tämä kasvattaa osaston matka-aikoja tukikohdan ja toiminta-alueen välillä, joka vähentää osaston käytettävyyttä toiminta-alueella. Toiminta-alueen voimavaatimus on nolla osastoa aikavälillä 4:00 – 5:30. Tällä vaatimuksella varmistetaan se, että yksi kolmesta osastosta joudutaan siirtämään pois seisontapaikka-alueelta SP1 sen sulkeutuessa.

Kuvasta 5b nähdään, että tukikohdan TKK1 seisontapaikka-alueen SP1 sulkeutumisen vuoksi osasto 1 on siirrettävä sieltä pois. Kuvasta näkyy myös, että osasto 1 siirretään tukikohdan TKK2 seisontapaikka-alueelle SP1. Koska tukikohdan TKK1 muut seisontapaikka-alueet ovat täynnä, siirto on tehtävä toiseen tukikohtaan, jolloin siirron kohteeksi tunnistetaan TKK2:sen ainoa seisontapaikka-alue. Lisäksi kuvasta 5b nähdään, että osasto 1 huolletaan sen päästyä perille. Tämän jälkeen osasto on jälleen valmiudessa ja käytettävissä toiminta-alueella normaaliin tapaan. Kun verrataan kuvia 5a ja 5b, nähdään että osasto 1 käyttää vain tukikohtaa TKK2 skenaarion loppuajaksi. Tämä johtuu siitä, että seisontapaikka-alue SP1 tukikohdassa TKK1 on suljettu ajanhetkeen 9:00 saakka. Koska osaston 1 viimeinen aseistus ja tankkaus on aloitettava ennen ajanhetkeä 9:00, tätä huoltoa ei voida toteuttaa tukikohdan TKK1 seisontapaikka-alueella SP1, joten se toteutetaan tukikohdassa TKK2.

## 5 Yhteenveto

Tässä työssä käsiteltiin tukikohtien tukeutumiskyvyn muutosten vaikutusten mallintamista, kun tukikohtiin sijoitetuilla osastoilla pyritään tuottamaan voimaa toiminta-alueille. Tukeutumiskyvyn muutoksilla tarkoitetaan tukikohdan seisontapaikka-alueiden aseistuksen ja tankkauksen keston kasvattamista tai seisontapaikka-alueiden sulkemista annetulla aikavälillä. Työssä esiteltiin kaksi mallia, huoltoaikamalli ja siirtomalli, joiden avulla nykyisin käytössä oleva ratkaisumalli voi ottaa tukeutumiskyvyn muutokset huomioon skenaariota ratkaistaessa. Mallit toteutettiin siten, että ne täydentävät nykyisin käytössä olevan ratkaisumallin toimintaa, mutta eivät vaadi ratkaisumalliin tehtävän merkittäviä muutoksia toimiakseen.

Mallien toimintaa havainnollistettiin esimerkkisimulaatioilla. Simulaatioiden skenaariot valittiin siten, että joko huoltoaikamallin tai siirtomallin vaikutus ilmenisi ratkaisussa selkeästi, ja että ratkaisussa ei olisi tarpeettoman paljon muita tapahtumia. Skenaarion ratkaisu voi vaatia sekä tukeutumiskyvyn heikentymisen aiheuttamia huollon kestojen pidennyksiä että osastojen siirtoja. Tällaiset skenaariot voidaan kuitenkin myös ratkaista, koska huoltoaikamalli ja siirtomalli ovat yhteensopivat.

Huoltoaikamallin toteutus on etenkin mallin toiminnan sekä laskennallisen nopeu-

den kannalta onnistunut. Malli kykenee ratkaisemaan huollon keston millä tahansa huollon alkuhetkellä silloinkin kun tukeutumiskyvyn muutoksia on määritetty mieltävaltaisen monta. Läpikäytävien tukeutumiskyvyn muutosten lukumäärälle ei myöskään ole ylärajaa. Yksittäisessä skenaariossa on tyypillisesti tarpeellista käydä läpi vain muutamia tukeutumiskyvyn muutoksia huollon keston ratkaisemiseksi, koska muutokset tyypillisesti määritellään suurpiirteisesti pitkille aikaväleille. Mallin joustavuus muutosten lukumäärän suhteen voi kuitenkin olla hyödyksi jatkokehityksessä, esimerkiksi monimutkaisempia tukeutumiskyvyn muutoksia mallintaessa. Huoltoaikamalli on laskennallisesti tehokas, koska yleisin tilanne, eli huollon suorittaminen kokonaan aloitushetken sisältävän tukeutumiskyvyn muutoksen aikana, käsitellään ensin. Mallin algoritmin ajo lopetetaan heti, kun tukeutumiskyvyn muutoksia on käyty läpi tarpeeksi huollon keston ratkaisemiseksi. Kaikki muuttujat, jotka ovat riippumattomia huollon alkuhetkestä ja alkuperäisestä huollon kestosta, lasketaan ennen ratkaisumallin ajoa ja tallennetaan muistiin. Huoltoaikamalli lukee nämä muuttujat muistista, joten algoritmin ajon aikana ei tarvitse tehdä toisteista laskentaa.

Siirtomallin toteutuksessa onnistunutta on erityisesti heuristiikan valinta. Heuristiikka valitsee siirtomallissa seisonnapaikka-alueen, jonne siirtyvä osasto siirretään sekä siirron toteutushetken. Kohdeseisonnapaikka-alue ja siirtohetki valitaan siten, että osasto on siirron jälkeen taas valmiudessa mahdollisimman aikaisena ajanhetkenä. Tämä kriteeri on hyvä siksi, ettei se edellytä mitään oletuksia skenaarion muista osastoista, toiminta-alueista tai tukikohdista. Oletusten tekeminen skenaarion ratkaisun pohjalta on riskialtista, sillä ratkaisumalli voi tuottaa hyvinkin erilaisia ratkaisuja pienilläkin skenaarion muutoksilla. Ensimmäisen ratkaisun kannalta hyvältä vaikuttanut siirto saattaakin tuottaa huomattavasti heikomman uuden ratkaisun. Oletusten tarpeettomuus helpottaa myös tulevien ominaisuuksien kehitystä, koska riski uusien ominaisuuksien ja siirtomallin heuristiikan toiminnan ristiriidoille on pienempi.

Merkittävin haaste ilmeni siirtomallin ja ratkaisumallin yhteensopivuudessa. Siirtomallin toiminta perustuu ratkaisumallin deterministisyyteen. Tämä tarkoittaa sitä, että jos kaksi eri skenaariota ovat identtisiä johonkin ajanhetkeen saakka, niin tuotetut ratkaisut ovat myös identtisiä vähintään tuohon samaan ajanhetkeen saakka. Näin ei kuitenkaan ole, sillä ratkaisumalli allokoii osastoja toiminta-alueille toiminta-alueiden prioriteettijärjestyksessä. Siksi muutokset skenaarioissa jonain ajanhetkenä voivat vaikuttaa koko skenaarion ratkaisuun, ennen ja jälkeen kyseisen ajanhetken. Mallien yhteensopivuuden kannalta tämä tarkoittaa, että ratkaisumalli ei tuota aina kovin hyviä ratkaisuja siirtoja tehdessä. Tämä johtuu siitä, että osaston siirto rajoittaa muiden osastojen mahdollisuutta käyttää sulkeutuvaa seisonnapaikka-aluetta, jolta osasto siirtyy pois. Ratkaisun tuottaminen ei myöskään välttämättä onnistu lainkaan, jos skenaario on hyvin monimutkainen ja vaatii paljon siirtoja ratkaisun löytämiseksi.

Työssä esiteltujen mallien kehityskohteista yksi on, että siirtomallia kehitettäisiin ottamaan huomioon paremmin ratkaisumallin deterministisyys, siten että mallit kykenisivät tuottamaan parempia ratkaisuja monimutkaisempiin skenaarioihin. Tämä

vaatisi tarkempaa perehtymistä nykyisin käytössä olevan ratkaisumallin yksityiskohtiin, sekä mahdollisesti siirtomallin toiminnan uudelleensuunnittelua. Huoltoaikamallin kehityskohteena on esimerkiksi se, että seisontapaikka-alueen sulkeutumiselle voitaisiin asettaa erilaisia tyyppejä, jotka vaikuttaisivat siihen, miten seisontapaikka-alueella sulkeutumishetkellä mahdollisesti valmiudessa olevalle osastolle tehtäisiin. Uusi sulkeutumistyyppi olisi esimerkiksi sellainen, että seisontapaikka-alueelle valmiuteen jäänyt osasto lukittaisiin pois käytöstä skenaarion loppuajaksi. Reaalimaailmassa tämä vastaisi tilannetta, jossa seisontapaikka-alue vahingoittuisi vihollisten toiminnan vuoksi, jolloin seisontapaikka-alueella mahdollisesti ollut osasto tuhoutuisi.

Työssä esitellyt mallit kehittävät merkittävästi ratkaisumallin käytettävyyttä. Nykyisin käytössä olevassa ratkaisumallissa seisontapaikka-alueiden tukeutumiskyky on aina vakio, eikä seisontapaikka-alueita voida sulkea minään ajanhetkenä. Tukeutumiskyvyn muutokset ovat tärkeitä realististen skenaarioiden ratkaisemisen kannalta, koska seisontapaikka-alueiden huollon keston kasvaminen tai huollon estyminen kokonaan mahdollistavat esimerkiksi liikkuvien tukikohtien ja vihollisen vaikuttamisen kuvaamisen skenaarioissa. Huoltoaikamallin sekä siirtomallin avulla nykyisin käytössä oleva ratkaisumalli voi tuottaa ratkaisuja entistä realistisemmille skenaarioille, joissa seisontapaikka-alueiden tukeutumiskyky muuttuu ajan suhteen. Kun ratkaisumalli kykenee tuottamaan ratkaisuja realistisemmille skenaarioille, ovat sen ratkaisut lähempänä tosielämässä toteutuvia lentoaikatauluja ja siten käyttäjälle arvokkaampia.

## Viitteet

- B. Ç. Akgün, I. ja Tansel. Optimization of transportation requirements in the deployment of military units. *Computers operations research*, 34(4):1158–1176, 2007.
- C. A. Floudas. *Nonlinear and Mixed-Integer Optimization: Fundamentals and Applications*. Oxford University Press, Oxford, 1995.
- Liesiö J. ym. Harju, M. Spatial multi-attribute decision analysis: Axiomatic foundations and incomplete preference information. *European Journal of Operational Research*, 275(1):167–181, 2019.
- J. Kokkala. Optimal allocation of defensive fighter force. Diplomityö, Aalto-yliopisto, Espoo, 2010.
- Gavranis A. ym. Konzadinis, G. Mixed integer least squares optimization for flight and maintenance planning of mission aircraft. *Naval Research Logistics*, 59(1): 212–229, 2012.
- E. Rantala. Analyzing defense capability of a fleet of military aircraft through simulation. Diplomityö, Aalto-yliopisto, Espoo, 2018.