

KAUNO TECHNOLOGIJOS UNIVERSITETAS
INFORMATIKOS FAKULTETAS
VERSLO INFORMATIKOS KATEDRA

Pranas Lukavičius

**Imitacinis modeliavimas visomis sistemos
funkcionavimo trajektorijomis**

Magistro darbas

Darbo vadovas

dr. D. Makackas

Kaunas, 2007

KAUNO TECHNOLOGIJOS UNIVERSITETAS
INFORMATIKOS FAKULTETAS
VERSLO INFORMATIKOS KATEDRA

Pranas Lukavičius

**Imitacinis modeliavimas visomis sistemos
funkcionavimo trajektorijomis**

Magistro darbas

Recenzentas

prof. dr. Rimantas Butleris
2007-05-28

Vadovas

dr. D. Makackas
2007-05-18

Atliko

IFM-1/1 gr. stud.
Pranas Lukavičius
2007-05-13

Kaunas, 2007

TURINYS

| | |
|---|-----------|
| ĮVADAS | 3 |
| 1 AGREGATINIO METODO NAUDOJIMAS MODELIŲ IMITAVIMUI IR VERIFIKAVIMUI. | 6 |
| 1.1 PLA FORMALIZMAS | 7 |
| 1.2 AGREGATINIŲ SPECIFIKACIJŲ SAVYBĖS | 8 |
| 2 OPERACIJŲ PABAIGOS LAIKO INTERVALŲ ANALIZĖ | 10 |
| 2.1 ĮVYKIŲ ĮVYKIMO SU NEGRIEŽTAIS APRIBOJIMAIS ANALIZĖ..... | 10 |
| 2.2 ĮVYKIŲ ĮVYKIMO SU GRIEŽTAIS IŠ DEŠINĖS APRIBOJIMAIS ANALIZĖ | 13 |
| 2.3 ĮVYKIŲ ĮVYKIMO SU GRIEŽTAIS IŠ KAIRĖS APRIBOJIMAIS ANALIZĖ | 16 |
| 2.4 ĮVYKIŲ ĮVYKIMO SU GRIEŽTAIS APRIBOJIMAIS ANALIZĖ | 19 |
| 2.5 ĮVYKIŲ ĮVYKIMO SU MIŠRIAIS APRIBOJIMAIS ANALIZĖ | 24 |
| 3 PASIEKIAMŲ BŪSENŲ MEDŽIO SUDARYMAS | 30 |
| 3.1 TEIGINIAI APIE SISTEMOS FUNKCIONAVIMĄ | 30 |
| 3.2 PASIEKIAMŲ BŪSENŲ MEDŽIO, ĮVERTINANČIO LAIKĄ, GENERAVIMO ALGORITMAS | 37 |
| 3.3 PASIEKIAMŲ BŪSENŲ MEDŽIO SUDARYMO PAVYZDYS | 39 |
| DARBO REZULTATAI IR IŠVADOS | 47 |
| LITERATŪRA | 48 |
| SANTRAUKA ANGLŲ KALBA (SUMMARY) | 49 |

IVADAS

Problemos aktualumas. Dauguma mus supančio realaus pasaulio sistemų gali būti apibūdinamos kaip realiojo laiko sistemos – pradedant paprastomis sistemomis (elektriniai žaislai, buitinė technika) ir baigiant kritinėmis sistemomis, tokiomis kaip automobilių stabdžių sistema, ar branduolinis reaktorius.

Realiojo laiko sistema (RLS) – tai sistema, kuri turi atlikti veiksmus per numatytą laiką. Be to bet kurią tokią sistemą galima charakterizuoti įeinančiais kintamaisiais, kurie nusako išorinį poveikį sistemai bei išėjimo kintamaisiais, kurie aprašo sistemos elgesį. Taip pat daugumoje atvejų reikia apibrėžti būsenas, į kurias sistema patenka po įvykusio įėjimo signalo ar vidinio įvykio, kuris ją perveda iš vienos būsenos į kitą [1].

Kuriant realiojo laiko sistemas, vienu iš svarbiausių faktorių išlieka sistemos saugumas ir gyvybingumas. Sistemos saugumo sąvoka reiškia, kad sistemos funkcionavime neįvyko nenumatytų situacijų. Gyvybingumo sąvoka reiškia, kad galiausiai buvo atliktas užduotas tikslas ir sistema pasiekė norimą rezultatą [2].

Vienas iš svarbiausių reikalavimų norint sukurti sistemą, tenkinančią nustatytus reikalavimus, yra teisingas jos specifikacijos sudarymas. Galutinis produkto rezultatas tiesiogiai priklauso nuo jo specifikacijos, tai žinoma daugeliui programinių (ir ne tik) sistemų kūrėjams. Sukūrus sistemos specifikaciją, būtina ją verifikuoti ir validuoti. Tai leidžia užtikrinti, kad specifikacija atitinka sistemai keliamus reikalavimus.

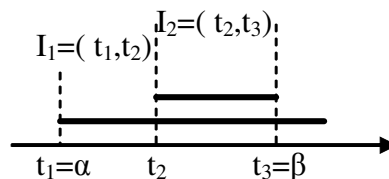
Realiojo laiko sistemų specifikacijų verifikavimas yra labai svarbus ir aktualus uždavinys. Nuo specifikacijos priklauso, ar sukursime produktą, kuris tenkintų jam keliamus reikalavimus. Modelių tikrinimas jau dabar naudojamas kaip praktinis įrankis sudėtingų realiojo laiko sistemų (valdikliai, tinklo protokolai) tikrinimui. Tradiciniai verifikavimo būdai neleidžia atlikti pilno sistemų, veikiančių realiame laike, tikrinimo. Pagrindinis to trūkumas, kad tradiciniai verifikavimo būdai neįvertina sistemos funkcionavimo laike.

Daugelyje mokslinių darbų [3, 4], sistemos veiksena analizuojama tiriant tos sistemos funkcionavimo trajektorijas: $S_0, e_1, S_1, e_2, S_2 \dots$, čia S_i – sistemos būsenos žymė, o e_i – įvykis, keičiantis sistemos būseną. Norint pabrėžti ir laiko momentą, kada įvyksta įvykis, keičiantis sistemos būseną, prirašomas ir laiko momentas, kada tas įvykis įvyksta: $S_0, e_1(t_1), S_1, e_2(t_2), S_2 \dots$, čia t_i – laiko momentas, kada įvyko atitinkamas įvykis e_i .

Šiomis sekomis patogiu naudotis nagrinėjant sistemas, kurių operacijų trukmės yra determinuotos. Tokiu atveju, sistemos funkcionavimas aprašomas viena trajektorija.

Kituose darbuose [6, 9, 10], nagrinėjamos sistemos, kurių operacijų pabaigos laiko momentų aibė priklauso tam tikram intervalui. Šiuo atveju, sistemos veikseną aprašyti viena trajektorija nebeįmanoma, nes yra be galo daug operacijos pabaigos laiko momentų (kontinuumo galios aibė). Buvo įvestos tokio pavidalo trajektorijos: $S_0, e_1(I_1), S_1, e_2(I_2), S_2, \dots$, čia I_i – laiko intervalas. Tokio pavidalo trajektorijas toliau vadinsime *veiksena* ([6] darbe buvo naudojamas *elgsenos* terminas). Taip pat šios trajektorijos pasižymi tokia savybe: nesvarbu, kuriuo laiko momentu iš intervalo I_i įvyksta įvykis e_i , tolimesnis sistemos funkcionavimas nepriklauso nuo pasirinkto laiko momento. Šiuo atveju, sistemą galima aprašyti suskaičiuojama tokių sekų aibe [6].

Šiose sistemose buvo nagrinėjami tik negriežti operacijų pabaigų laiko momentų intervalai. Be to, sukurtos matematinės prielaidos ir metodai pasiekiamų būsenų medžio, kuris įvertina įvykių įvykimo laikus, sudarymui neįvertina kai kurių laiko momentų. Šie laiko momentai gaunasi, kai intervalas, kuriame gali įvykti sekantis įvykis, skaidomas į intervalus, kuriuose skiriasi aktyvių operacijų skaičius (paveikslėlyje žemiau toks laiko momentas yra t_2), taip pat, kai pasiekiamų būsenų medžio, įvertinančio įvykių įvykimo



laiką, sudarymo algoritmo 4 etape įvertinami naujai aktyvuotų operacijų pabaigos momentai.

Darbo tikslas. Sukurti pasiekiamų būsenų medžio, įvertinančio įvykių įvykimo laikus, sudarymo algoritmą, kai operacijų pabaigos laikų momentų aibės apribotos bet kokiais intervalais. Tam, kad šis tikslas būtų pasiektas, reikėjo atlikti tokias užduotis:

- Išnagrinėti agregatinio metodo savybes.
- Išnagrinėti pasiekiamų būsenų medžio sudarymo metodiką.
- Atlikti sistemos funkcionavimo pasikeitimo analizę, kai operacijų pabaigų laiko momentų aibės apribotos bet kokiais intervalais (negriežtais, griežtais, griežtais iš dešinės arba kairės).
- Pakeisti ir papildyti teiginius apie sistemos funkcionavimą pagal atliktą analizę.
- Sukurti pasiekiamų būsenų medžio sudarymo algoritmą, kai operacijų pabaigų laiko momentų aibės apribotos bet kokiais intervalais.
- Atlikti eksperimentus su realiojo laiko sistemomis, t. y. pavyzdžiu parodyti sukurto algoritmo teisingumą.

Mokslinis naujumas. Šiame darbe pasiūlytas ir ištirtas realiojo laiko sistemų, aprašytų agregatais, pasiekiamų būsenų medžio, kuris įvertina įvykių įvykimo laikus, sudarymo algoritmas, kai operacijų pabaigos laiko momentų aibės apribotos bet kokio tipo intervalais (negrįžtais, grįžtais, grįžtais iš dešinės arba kairės).

Darbo struktūra. Darbą sudaro įvadas, trys dalys, išvados ir literatūra. Po įvado, kuriame aptariamos darbo prielaidos, apibrėžiamas tiriamas objektas, šis magistro darbas suskirstytas į tris pagrindines dalis. Pirmojoje dalyje trumpai aprašomas agregatinio metodo naudojimas imitaciniame modeliavime, agregatinių specifikacijų savybės. Antrojoje dalyje pateikiama sistemos perėjimų į sekančią būseną laiko intervalų analizė, kai operacijų pabaigų laiko momentų aibės apribotos bet kokiais intervalais (negrįžtais, grįžtais, grįžtais iš dešinės arba kairės). Trečiojoje dalyje pateikiami pakeisti ir papildyti teiginiai apie sistemos funkcionavimą pagal antroje dalyje atliktą analizę. Taip pat pateikiamas pasiekiamų būsenų medžio sudarymo algoritmas, kai operacijų pabaigų laiko momentų aibės apribotos bet kokiais intervalais, kartu su algoritmo panaudojimo pavyzdžiu.

1 AGREGATINIO METODO NAUDOJIMAS MODELIŲ IMITAVIMUI IR VERIFIKAVIMUI

Agregatinio sistemos specifikavimo požiūriu, sistema vaizduojama kaip tarpusavyje sąveikaujantys atkarpomis tiesiniai agregatai (angl. piece-linear aggregate – PLA) aibė [11]. PLA suprantamas kaip objektas su apibrėžtų būsenų aibe Z , įėjimo signalų X ir išėjimo signalų Y aibėmis (1 pav.).



1 pav. Agregato struktūra

$$X = \{x_1, x_2, \dots\}; Y = \{y_1, y_2, \dots\}; Z = \{z_1, z_2, \dots\}.$$

Šis metodas buvo sukurtas Rusijos mokslininkų Buslenkos ir Kovalenkos [12]. H. Pranevičius pasiūlė modifikaciją, t.y. papildė agregatinį aprašymą valdančiomis sekomis, tai sudarė prielaidas patogiam šių sistemų modelių realizavimui kompiuteriu.

Pasiekiamų būsenų metodą 1991 – 1992 m. sistemoje PRANAS – 2 realizavo V. Pilkauskas [13]. Šis metodas daugiausiai buvo taikomas analizuojant įvairius protokolus, pavyzdžiui, N. Listopadskis, naudodamas šį metodą, tyrė transporto lygio protokolų savybes, tokio kaip X25; L. Sintonen ir H. Pranevičius [14] tyrė įvykiais valdomą telekomunikacinį protokolą.

Sistemai, specifikuotai agregatiniu metodu, galima sudaryti pasiekiamų būsenų grafą atliekant visų agregatų kompoziciją. Aprašyme lieka tik vidiniai įvykiai. Agregatinėje specifikacijoje visos tolydinės komponentės $w(e, t_m)$, keičiamos $w_e = 1$, jei operacija aktyvi, ir $w_e = 0$, jei operacija neaktyvi. Kadangi tolydinės komponentės nepriklauso nuo laiko, tai ir valdančios sekos tampa nereikalingos. Įvykdžius tokį pakeitimą sistemos būseną įgyja pavidalą: $z = \{z_v; w_{e_1}, w_{e_2}, \dots, w_{e_n}\}$ ir prarandama laiko savybių analizės galimybė.

Pasiekiamų būsenų grafo, neįvertinančio laiko, trūkumas yra tas, kad dėl pašalintų valdančiųjų seku, yra neįmanoma suskaičiuoti įvykio įvykimo tikimybės, nes yra prarasta informacija apie įvykių įvykimo laiko momentus (jų galimas pasiskirstymo funkcijas). D. Makackas pasiūlė sudarinėti grafą [6] PLA formalizmui, įvertinant valdančias sekas, kai jų nariai yra iš tam tikro intervalo.

1.1 PLA formalizmas

Agregato funkcionavimas analizuojamas laiko momentų aibėje $t \in T$. Būsena $z \in Z$, įėjimo signalas $x \in X$ ir išėjimo signalas $y \in Y$ laikomi laikinėmis funkcijomis. Be šių aibių taip pat turi būti apibrėžti perėjimo H ir išėjimo G operatoriai.

Atkarpomis tiesinio agregato būsena $z \in Z$ kiekvienu laiko momentu atitinka atkarpomis tiesinio Markovo proceso būseną $z(t) = (v(t), z_v(t))$, čia $v(t) = \{v_1(t), v_2(t), \dots, v_p(t)\}$ yra diskretusis būsenos komponentė, įgyjanti reikšmes iš baigtinių reikšmių aibės; ir $z_v(t)$ yra tolydžioji komponentė, susidedanti iš $w(e_1, t_m), w(e_2, t_m), \dots, w(e_k, t_m)$ koordinačių. Kiekviena iš šių komponentių nusako, kada įvyks atitinkamas įvykis, galintis keisti agregato būseną.

Agregato būsena gali keistis tik dėl dviejų priežasčių: kai į agregatą ateina įėjimo signalas arba tolydinė komponentės reikšmė sutampa su einamu laiku. Įėjimo signalo priėmimo faktas vadinamas išoriniu įvykiu. Nesant įėjimo signalams, agregato būsena kinta pagal tokią priklausomybę $v(t) = const$, $\frac{dz_v(t)}{dt} = -1$. Kiekvienam įvykiui $e_i \in E$ apibrėžiama valdymo seka $\xi_0^{(i)}, \xi_1^{(i)}, \xi_2^{(i)}, \dots$

Agregato funkcionavimas nagrinėjamas diskrečiais laiko momentais $T = \{t_1, t_2, \dots, t_m, \dots\}$, kuriais gali įvykti vienas ar keletas įvykių, iššaukiančių agregato būsenos pasikeitimą. Agregato būsenų aibė E susideda iš dviejų poaibių: $E = E' \cup E''$. Į poaibį $E' = \{e'_1, e'_2, \dots, e'_N\}$ įeina įvykiai, sekantys iš įėjimo signalų aibės. E' įvykiai vadinami išoriniais įvykiais. Poaibio $E'' = \{e''_1, e''_2, \dots, e''_N\}$ įvykiai vadinami vidiniais įvykiais.

Perėjimo operatorius $H(e_i)$ nusako naują agregato būseną $z(t_m) = H[z(t_m - 0), e_i], e_i \in E' \cup E''$. Išvedimo operatorius $G(e_i)$ apibrėžia išėjimo signalų turinį $y = G[z(t_m), e_i], e_i \in E' \cup E'', y \in Y$.

Paprastai PLA specifikacijos pateikiamos tokia forma:

1. Įėjimo aibė X .
2. Išėjimo aibė Y .
3. Išorinių įvykių aibė E' .
4. Vidinių įvykių aibė E'' .
5. Valdancios sekos.
6. Diskreti būsenos dedamoji $v(t)$.

7. Tolydinė būsenos dedamoji $z_v(t)$.
8. Pradinė būseną $v(t_0)$, $z_v(t_0)$.
9. Perėjimo operatoriai H , G .

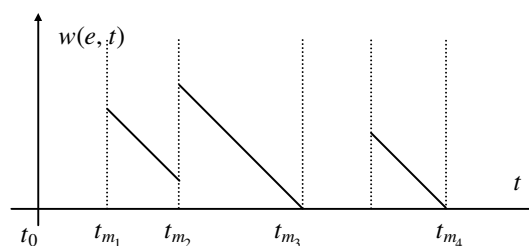
1.2 Agregatinių specifikacijų savybės

Naudojant agregatinę specifikaciją galimos dvi tolydinės komponentės interpretacijos:

- komponentė nusako, po kiek laiko įvyks atitinkamas įvykis;
- komponentė nusako, kada įvyks atitinkamas įvykis.

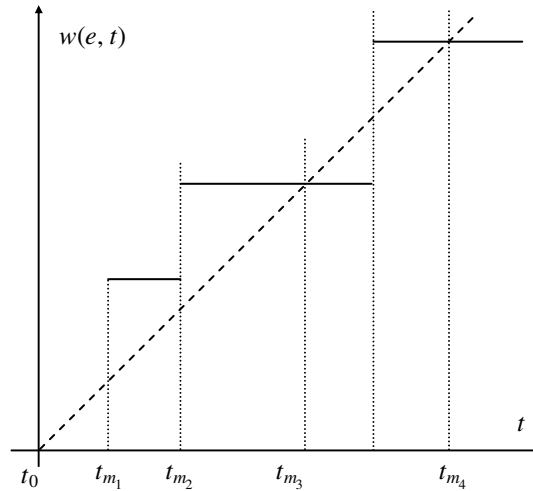
Pirmuoju atveju įvykis įvyks, kai tolydinė komponentė taps lygi 0, t. y. $w(e, t) = 0$. Norint rasti laiko momentu t , laiko momentą kada įvyks įvykis e , naudojama formulė $t_{m+1} = t + w(e, t)$. Šiuo atveju agregatinėje specifikacijoje yra aprašoma tolydinė komponentė $w(e, t)$ – monotoniškai mažėjanti tarp įvykių, t. y. $\frac{dw(e, t)}{dt} = -1$. Be to, kai nėra žinoma, kada įvyks sekantis įvykis, laikoma, kad jis įvyks be galo vėlai, t. y. $w(e, t) = \infty$. Galima atsisakyti šio reikalavimo, laikant, kad $w(e, t)$ neigiama reikšmė reiškia, kad įvykis įvyko ir kada įvyks sekantis įvykis nėra žinoma. Tolydinės komponentės schematinis kitimo grafikas atvaizduotas 2 pav.

Antrąją interpretaciją naudoja agregatinio metodo programinės įrangos paketai, tokie kaip Pranas-2, kadangi pavyksta tolydinę komponentę diskretizuoti. Šiuo atveju įvykis įvyks, kai tolydinės komponentės reikšmė sutaps su einamuoju laiku, t. y. $w(e, t) = t$. Norint rasti laiko momentu t , po kiek laiko įvyks įvykis e , naudojama formulė



2 pav. Tolydinės komponentės schematinis kitimo grafikas pirmuoju interpretacijos atveju

$\Delta\tau = w(e,t) - t$. Šiuo atveju agregatinėje specifikacijoje aprašoma tolydinė komponentė $w(e,t)$ kinta diskrečiais laiko momentais, o $\Delta\tau$ kinta pagal dėsnį $\frac{d\Delta\tau}{dt} = -1$. Kai $\Delta\tau$ įgyja neigiamą reikšmę, reiškia, kad įvykis jau įvyko. Tolydinės komponentės schematinis kitimo grafikas, pavaizduotas 3 pav.



3 pav. Tolydinės komponentės schematinis kitimo grafikas antruoju interpretacijos atveju

Tolesnei agregatinio metodo savybių analizei naudosime antrąją tolydinės komponentės interpretaciją. Sąvokas tolydinė įvykio e komponentė ar jo įvykimo laiko momentas naudosime kaip sinonimus ir žymėsime $w_e = w(e,t)$.

Patogumo dėlei dažnai naudojama operacijos sąvoka. Tai funkcija, kuri įgyja tris

$$\text{reikšmes: } O_e = O_e(t) = O(e,t) = \begin{cases} 1, & \text{aktyvi laiko momentu } t; \\ 0, & \text{pasibaigė laiko momentu } t; \\ -1, & \text{pasyvi laiko momentu } t. \end{cases}$$

Kai operacija aktyvi, tai reiškia, kad po baigtinio laiko tarpo įvyks įvykis e , o atitinkamos tolydinės komponentės reikšmė $w(e,t) > t$, kai operacija pasyvi – reiškia, kad prieš baigtinį laiko tarpą įvykis įvyko ir laiko momentu t nėra žinoma, kada įvyks kitas e tipo įvykis, t. y. $w(e,t) < t$. Jei operacija pasibaigė laiko momentu t , tai reiškia, kad įvyko įvykis e laiko momentu t ir $w(e,t) = t$. Tai apibendrinę gauname, kad operaciją ir tolydinę komponentę sieja ryšys $O_e(t) = \text{sgn}(w(e,t) - t)$.

2 OPERACIJŲ PABAIGOS LAIKO INTERVALŲ ANALIZĖ

Laikysime, nemažindami bendrumo, kad nagrinėjama sistema sudaro vienas agregatas, t.y. $X = \emptyset$ ir $Y = \emptyset$, $E' = \emptyset$, $G: E' \times T \times Z \rightarrow \emptyset$, nes visada agregatinę sistemą kompozicijos pagalba galima transformuoti į vieną agregatą. Taip pat darysime prielaidą, kad tuo pačiu laiko momentu gali įvykti tik vienas įvykis, nes priešingu atveju tai išspendžiama pakeitus įvykių aibės ir perėjimo operatoriaus apibrėžimą.

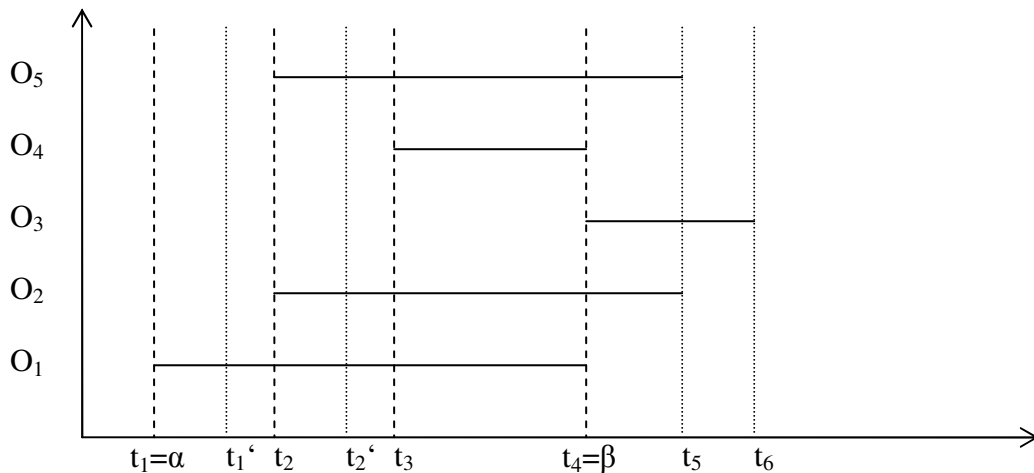
1 Prielaida. Vienu metu gali baigtis tik viena operacija.

Nagrinėsime situaciją, kai laiko momentu t' sistema randasi būsenoje s ir joje yra aktyvios kelios operacijos $O_i = O(e_i, t)$, čia $i = 1, 2, \dots, n$. Be to, laiko momentu t' atitinkamos tolydinės komponentės reikšmės priklauso intervalams (α_i, β_i) , $(\alpha_i, \beta_i]$, $[\alpha_i, \beta_i)$ arba $[\alpha_i, \beta_i]$, t. y. atitinkamai $\alpha_i < w_i < \beta_i$, $\alpha_i < w_i \leq \beta_i$, $\alpha_i \leq w_i < \beta_i$ arba $\alpha_i \leq w_i \leq \beta_i$, kur $w_i = w(e_i, t')$. Pažymėkime šį intervalą I_i .

Nagrinėsime atskirus atvejus – kai $I_i = (\alpha_i, \beta_i)$, kai $I_i = (\alpha_i, \beta_i]$, kai $I_i = [\alpha_i, \beta_i)$, kai $I_i = [\alpha_i, \beta_i]$ ir po to mišrų atvejį, kai I_i intervalo režiai mišrūs.

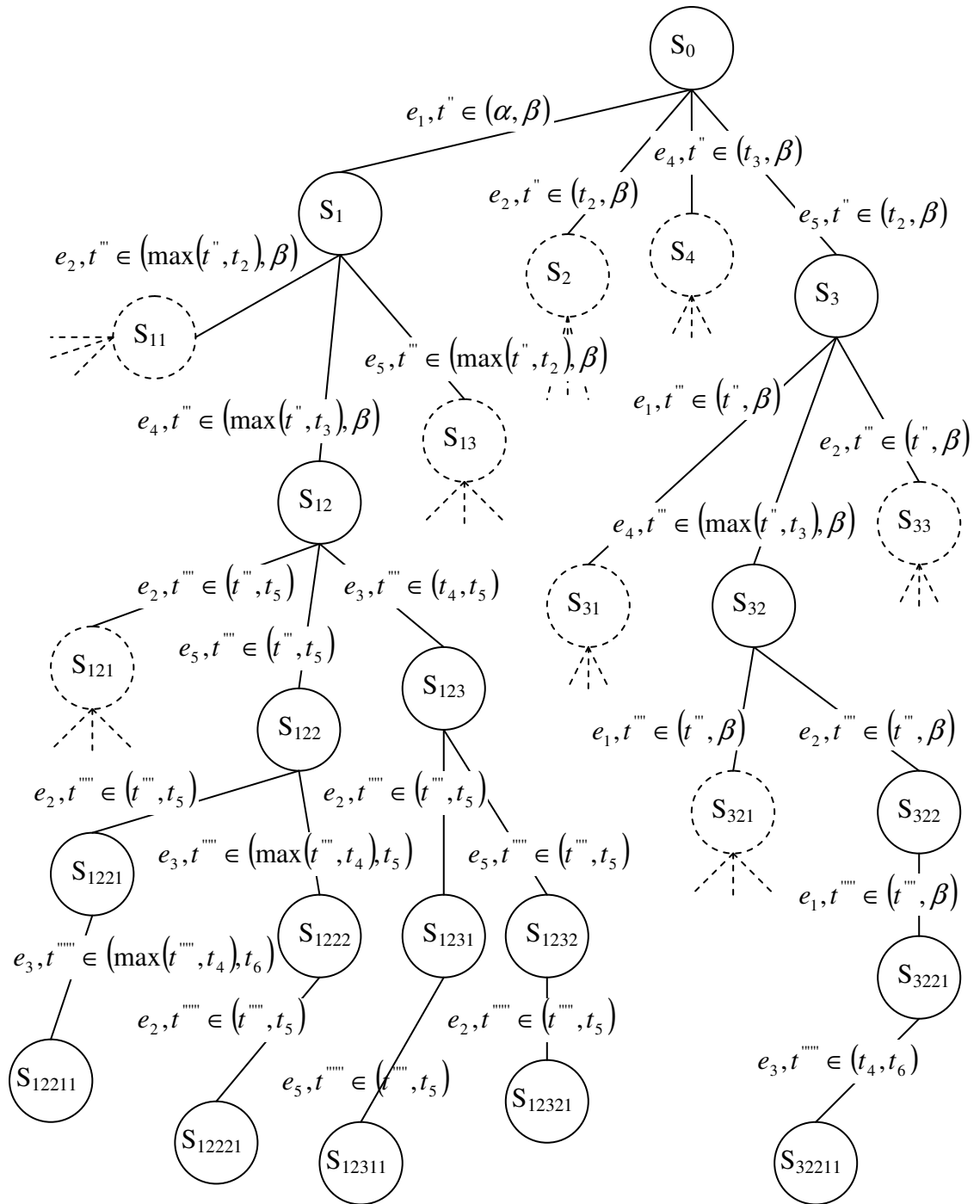
2.1 Įvykių įvykimo su negriežtais apribojimais analizė

Kai visų operacijų O_i pabaigos laikai apriboti negriežtais intervalais $I_i = (\alpha_i, \beta_i)$.



4 pav. Intervalų, kuriuose gali baigtis operacijos, grafinis pavaizdavimas, kai operacijų pabaigos laikai apriboti negriežtais intervalais

Čia $\alpha = t_1$, $\beta = t_4$. Intervale $(t_1, t_2]$ gali baigtis tik O_1 operacija. Intervale $(t_2, t_3]$ gali baigtis O_1, O_2, O_5 operacijos. Intervale (t_3, t_4) gali baigtis O_1, O_2, O_4, O_5 operacijos.



5 pav. Galimų perėjimų grafo fragmentas

Nagrinėsime galimas I_i intervalų išsidėstymų situacijas, kai sistema yra pradinėje būsenoje s_0 , t.y. $t' = t_0$.

Pradiniu laiko momentu:

$$\inf_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset \text{ ir } \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset, \quad i = \overline{1, n}. \quad (1)$$

Pažymėkime

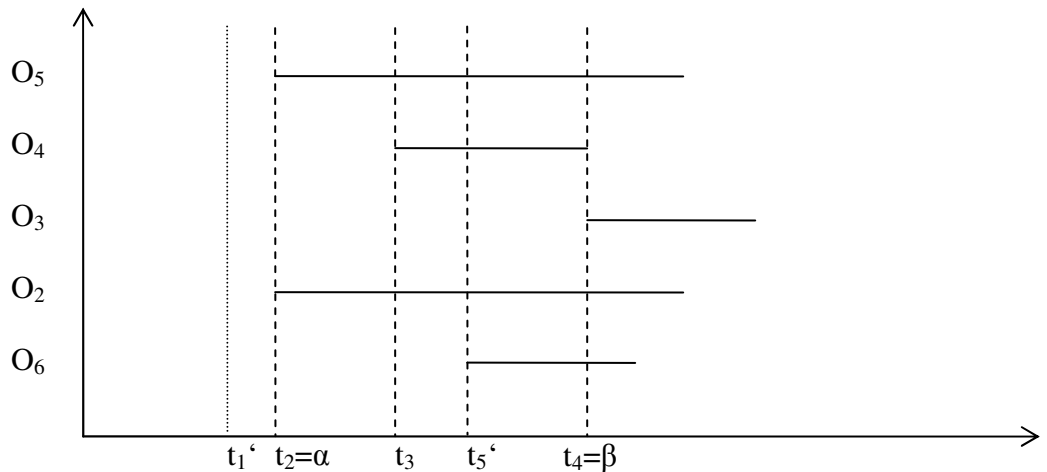
$$\alpha = \min \alpha_i, i = \overline{1, n} \quad (2)$$

$$\beta = \min \beta_i, i = \overline{1, n}. \quad (3)$$

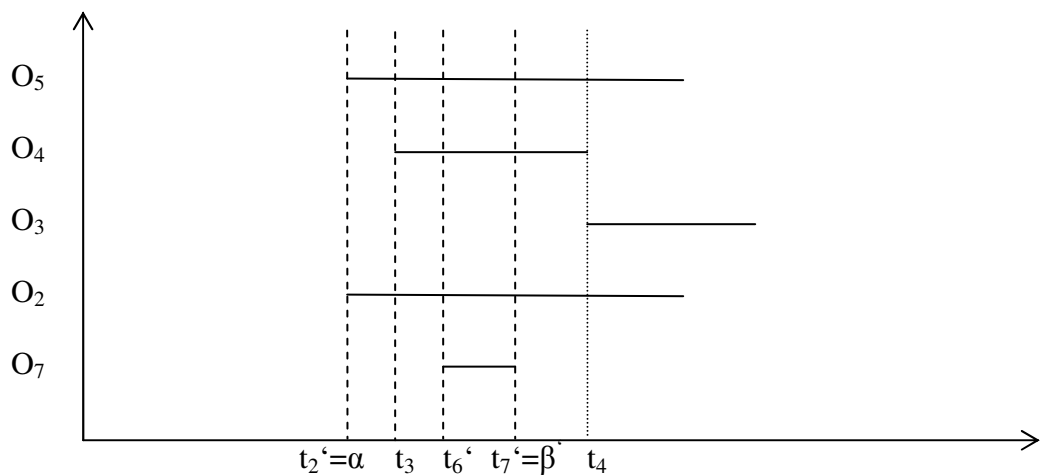
Pažymėkime intervalą, kuriame gali įvykti sekantis įvykis - I. Akivaizdu, kad $I \subset \{I_1 \cup I_2 \cup \dots \cup I_n\}$. (4)

Iš (1), (2) ir (4) seka, kad $\alpha \cap I = \emptyset$, iš (1), (3) ir (4) seka, kad $\beta \cap I = \emptyset$. Taigi $I = (\alpha, \beta)$.

Tarkim, kad sekantis įvykis įvyks bet kuriuo laiko momentu $t'' \in (\alpha, \beta)$. Jei laiko momentu t'' yra daugiau aktyvių operacijų, tada jų pabaigos intervalai pakeičiami į (t'', β_i) , kaip parodyta 7 pav. Taip pat įvykęs įvykis gali iššaukti naujų operacijų, kurių pabaigos intervalo rėžiai negriežti, kaip parodyta 6 pav. O₆ ir 7 pav. O₇. Taigi sistema pereis į sekančią būseną, kurios visų operacijų pabaigų intervalų rėžiai negriežti.



6 pav. Sekanti būseną, kai $t''=t_1'$

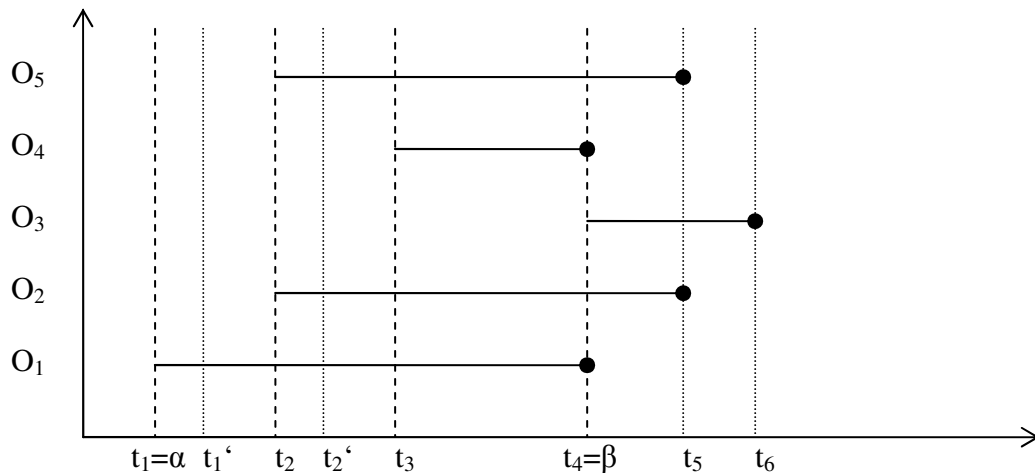


7 pav. Sekanti būseną, kai $t''=t_2'$

1 Pastaba. Iš 4 pav., 6 pav. ir 7 pav. matosi, kad aktyvių operacijų skaičius keičiasi intervaluose $(t_i, t_{i+1}]$, $i = \overline{1, k-1}$ ir (t_k, β) , čia k – intervalų skaičius.

2.2 Įvykių įvykimo su griežtais iš dešinės apribojimais analizė

Kai visų operacijų O_i pabaigos laikai apriboti griežtais iš dešinės intervalais $I_i = (\alpha_i, \beta_i]$.



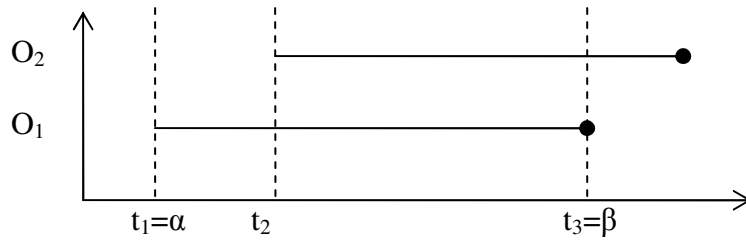
8 pav. Intervalų, kuriuose gali baigtis operacijos, grafinis pavaizdavimas, kai operacijų pabaigos laikas apribotas griežtais iš dešinės intervalais

Čia $\alpha = t_1$, $\beta = t_4$. Intervale $(t_1, t_2]$ gali baigtis tik O_1 operacija. Intervale $(t_2, t_3]$ gali baigtis O_1, O_2, O_5 operacijos. Intervale $(t_3, t_4 = \beta)$ gali baigtis O_1, O_2, O_4, O_5 operacijos. Šioje būsenoje intervale $[t_4, t_4]$ negali baigtis operacija, nes šiame laiko intervale turi baigtis abi operacijos O_1 ir O_4 , tačiau tai prieštarauja mūsų 1 prielaidai. Vadinasi viena iš operacijų O_1 ir O_4 baigsis iki t_4 laiko momento, todėl t_4 laiko momentas šioje būsenoje nenagrinėjamas.

Bendru atveju intervale $[\beta, \beta]$:

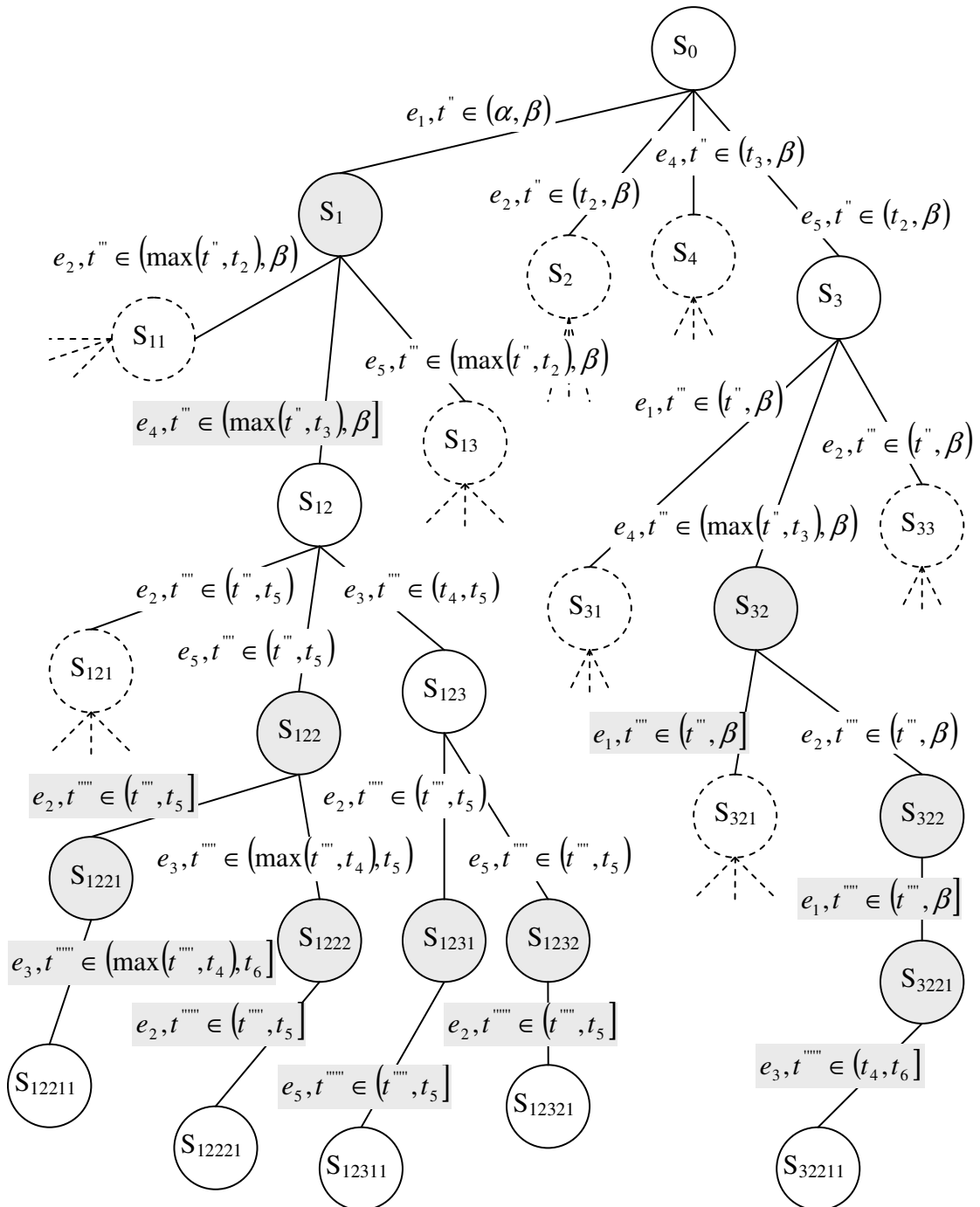
Jei $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} > 1$ ir intervale (α, β) neįvyksta nei vienas įvykis, tada intervale $[\beta, \beta]$ turi baigtis visos operacijos $\{O_i \mid \beta_i = \beta\}$, tačiau taip būti negali, nes gali baigtis tik viena operacija vienu metu. Vadinasi mažiausiai $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} - 1$ operacijų baigsis (α, β) intervale (8 pav.).

Jei $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} = 1$, tada intervale $[\beta, \beta]$ gali baigtis tik O_i operacija, kur $\beta_i = \beta$ (9 pav. $[\beta, \beta]$ intervale gali baigtis tik O_1 operacija).



9 pav. Atvejis, kai β laiko momentu baigiasi viena operacija

2 Pastaba. Jei $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} > 1$ tai sekantis įvykis įvykis (α, β) intervale.



10 pav. Galimų perėjimų grafo fragmentas

10 pav. pilkai pažymėtos būsenos, kuriose β^* laiko momentu gali baigtis tik viena operacija, t.y. $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta^*\} = 1$. Šioje būsenoje vieno įvykio e_i , kur $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta^*\}$, perėjimas galimas laiko intervale, kuris apribotas griežtu iš dešinės rėžiu. Tokie perėjimai pažymėti pilkai.

Nagrinėsime galimas I_i intervalų išsidėstymų situacijas, kai sistema yra pradinėje būsenoje s_0 , t.y. $t' = t_0$.

Pradiniu laiko momentu:

$$\inf_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset \text{ ir } \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset, \quad i = \overline{1, n}. \quad (5)$$

Pažymėkime

$$\alpha = \min \alpha_i, \quad i = \overline{1, n} \quad (6)$$

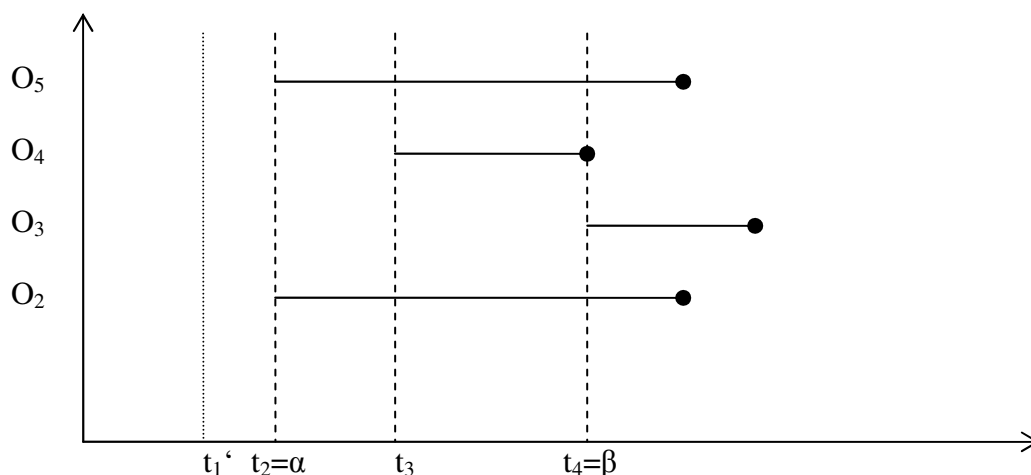
$$\beta = \min \beta_i, \quad i = \overline{1, n}. \quad (7)$$

Pažymėkime intervalą, kuriame gali įvykti sekantis įvykis - I. Akivaizdu, kad $I \subset \{I_1 \cup I_2 \cup \dots \cup I_n\}$. (8)

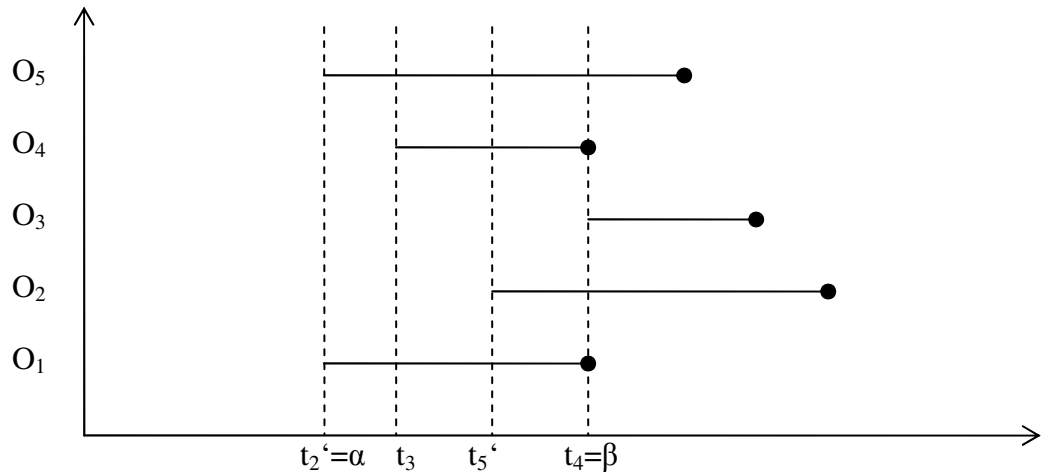
Iš (5), (6) ir (8) seka, kad $\alpha \cap I = \emptyset$, iš (5), (7) ir (8) ir 2 pastabos seka, kad

$$I = \begin{cases} (\alpha, \beta), & \#\{O_i \mid \beta_i = \beta, i = \overline{1, n}\} > 1 \\ (\alpha, \beta], & \#\{O_i \mid \beta_i = \beta, i = \overline{1, n}\} = 1 \end{cases}$$

Tarkim, kad sekantis įvykis įvyks bet kuriuo laiko momentu $t' \in I$. Jei laiko momentu t' yra daugiau nei viena aktyvi operacija, tada jų pabaigos intervalai pakeičiami į $(t', \beta_i]$. Taip pat įvykęs įvykis gali iššaukti naujų operacijų, kurių pabaigos intervalo rėžiai griežti iš dešinės. Taigi sistema pereis į sekančią būseną, kurios visų operacijų pabaigų intervalų rėžiai yra griežti iš dešinės.



11 pav. Sekanti būseną, kai $t' = t_1'$

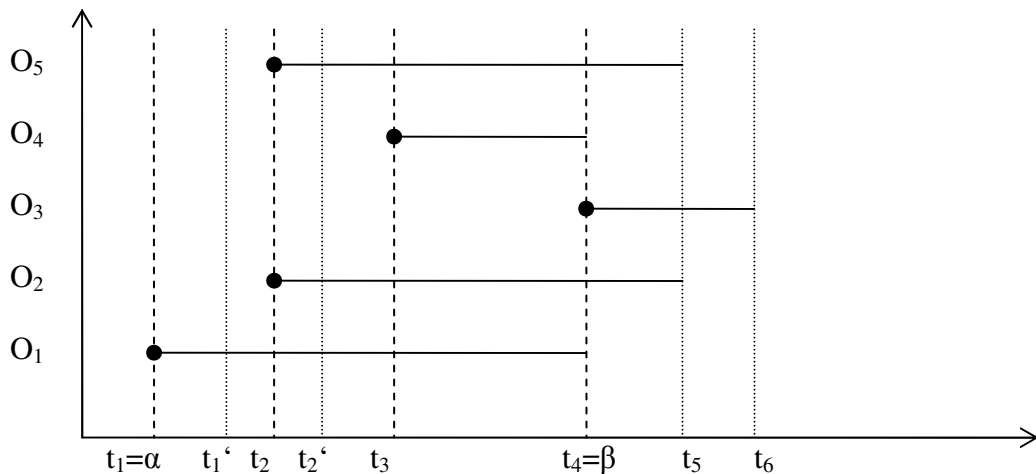


12 pav. Sekanti būseną, kai $t' = t_2'$

3 Pastaba. Iš 8 pav., 9 pav., 11 pav. ir 12 pav. matosi, kad aktyvių operacijų skaičius keičiasi intervaluose $(t_i, t_{i+1}]$, $i = \overline{1, k-1}$ ir (t_k, β) ir $[\beta, \beta]$, čia k – intervalų skaičius. Jei $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} > 1$, tada $[\beta, \beta]$ intervalas šioje būsenoje nenagrinėjamas, o jei $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} = 1$ tada $[\beta, \beta]$ intervale gali baigtis tik viena operacija O_i , kur $\beta_i = \beta$.

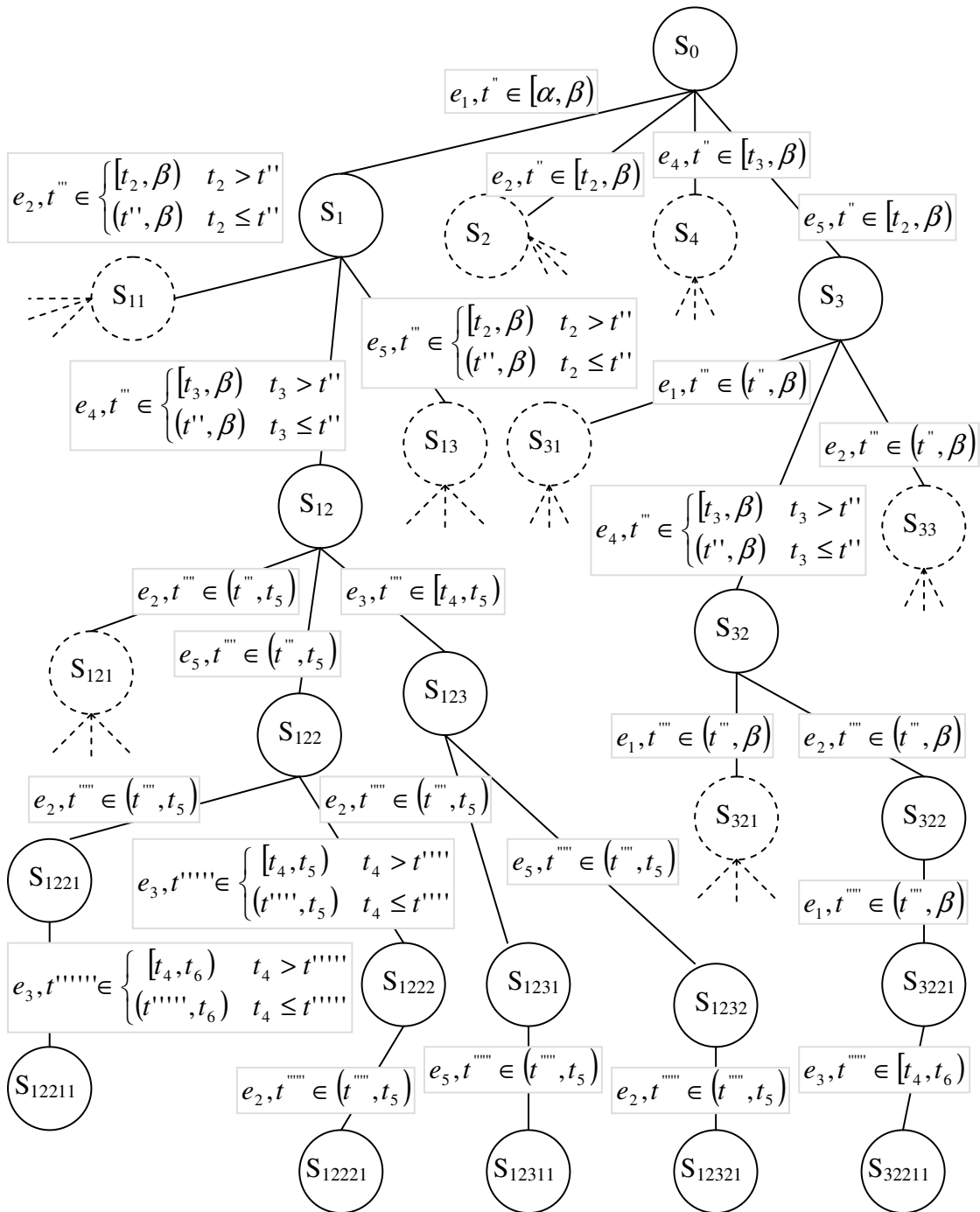
2.3 Įvykių įvykimo su griežtais iš kairės apribojimais analizė

Kai visų operacijų O_i pabaigos laikai apriboti griežtais iš kairės intervalais $I_i = [\alpha_i, \beta_i)$.



13 pav. Intervalų, kuriuose gali baigtis operacijos, grafinis pavaizdavimas, kai operacijų pabaigos laikas apribotas griežtais iš kairės intervalais

Čia $\alpha=t_1$, $\beta=t_4$. Intervale $[t_1, t_2)$ gali baigtis tik O_1 operacija. Intervale $[t_2, t_3)$ gali baigtis O_1, O_2, O_5 operacijos. Intervale $[t_3, \beta)$ gali baigtis O_1, O_2, O_4, O_5 operacijos.



14 pav. Galimų perėjimų grafo fragmentas

Nagrinėsime galimas I_i intervalų išsidėstymų situacijas, kai sistema yra pradinėje būsenoje s_0 , t.y. $t'=t_0$.

Pradiniu laiko momentu:

$$\inf_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset \text{ ir } \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset, i = \overline{1, n}. \quad (9)$$

Pažymėkime

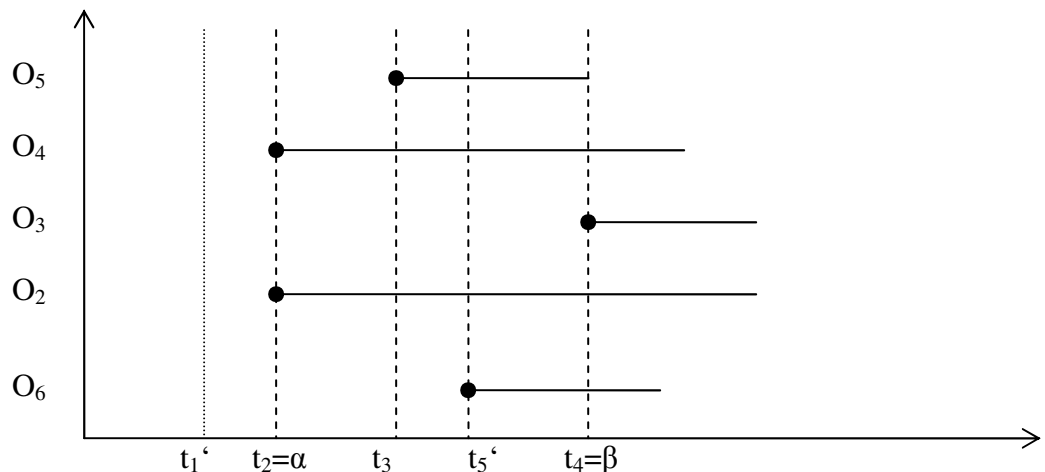
$$\alpha = \min \alpha_i, i = \overline{1, n} \quad (10)$$

$$\beta = \min \beta_i, i = \overline{1, n}. \quad (11)$$

Pažymėkime intervalą, kuriame gali įvykti sekantis įvykis - I. Akivaizdu, kad $I \subset \{I_1 \cup I_2 \cup \dots \cup I_n\}$. (12)

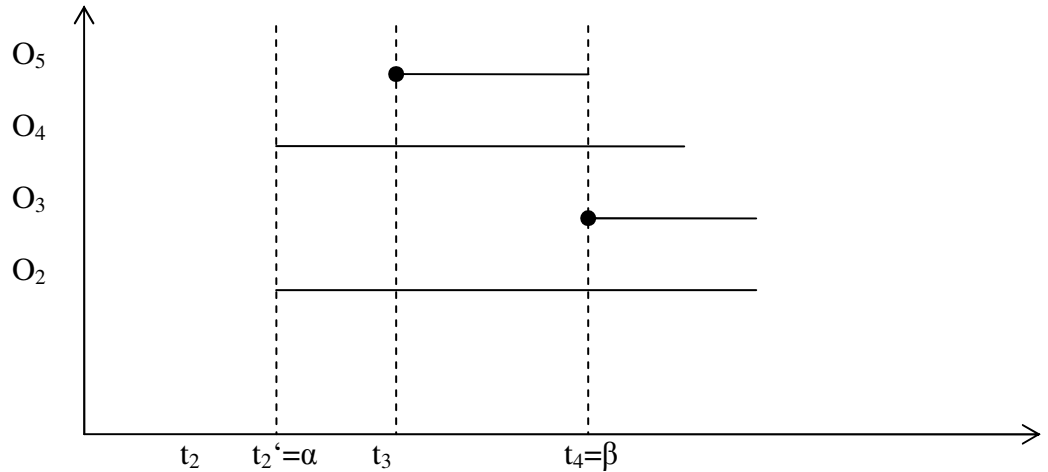
Iš (9), (10) ir (12) seka, kad $\alpha \cap I \neq \emptyset$, iš (9), (11) ir (12) seka, kad $\beta \cap I = \emptyset$. Tai $I = [\alpha, \beta)$.

Tarkim, kad sekantis įvykis įvyks bet kuriuo laiko momentu $t' \in [\alpha, \beta)$. Jei laiko momentu t' yra daugiau nei viena aktyvi operacija, tada jų pabaigos intervalai pakeičiami į (t', β_i) , kaip parodyta 16 pav. Taip pat įvykęs įvykis gali iššaukti naujų operacijų, kurių pabaigos intervalo rėžiai griežti iš kairės (15 pav. O_6). Taigi sistema pereis į sekančią būseną, kurios operacijų pabaigų intervalų rėžiai yra griežti iš kairės arba negriežti (bet tik α laiko momentu).



15 pav. Intervalų grafinis pavaizdavimas, kai $t' = t_1'$

Čia $\alpha=t_2$, $\beta=t_4$. Intervale $[t_2, t_3)$ gali baigtis O_2 , O_4 operacijos. Intervale $[t_3, t_4=\beta)$ gali baigtis O_2 , O_4 , O_5 operacijos.



16 pav. Intervalų grafinis pavaizdavimas, kai $t' = t_2'$

Čia $\alpha = t_2'$, $\beta = t_4$. Intervale (t_2', t_3) gali baigtis O_2 , O_4 operacijos. Intervale $[t_3, t_4 = \beta)$ gali baigtis O_2 , O_4 , O_5 operacijos.

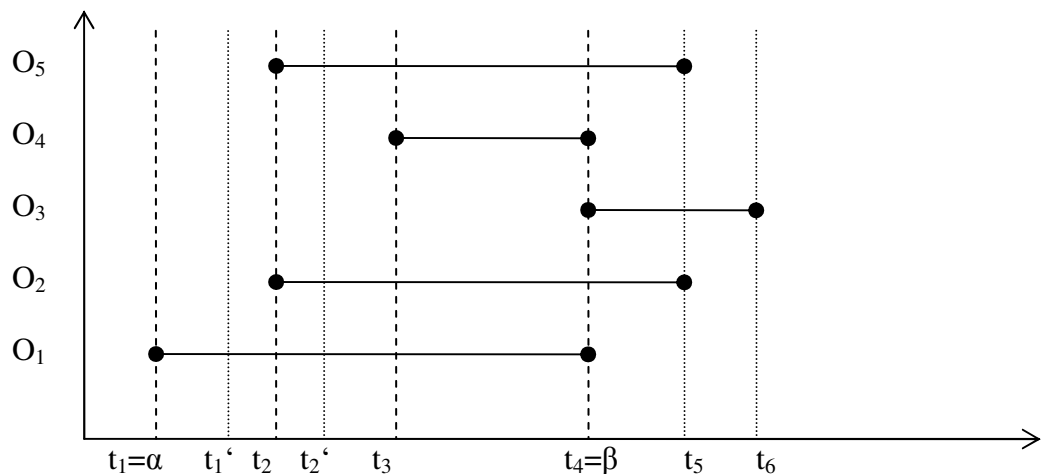
Iš 13 pav., 15 pav. ir 16 pav. matosi, kad esamoje būsenoje sekantis įvykis gali įvykti $I = (\alpha, \beta)$ arba $I = [\alpha, \beta)$ laiko intervaluose.

4 Pastaba. Iš 13 pav., 15 pav. ir 16 pav. matosi, kad aktyvių operacijų skaičius keičiasi intervaluose (t_1, t_2) arba $[t_1, t_2)$, ir $[t_i, t_{i+1})$, $i = \overline{2, k}$, čia k – intervalų skaičius.

5 Pastaba. Operacijų pabaigos laikų intervalų režiai iš kairės α laiko momentu gali būti ir griežti (15 pav.) ir negriežti (16 pav.), bet vienoje būsenoje tik vienokie arba tik kitokie. Operacijų $\{O_i \mid \alpha_i = \alpha\}$ režiai iš kairės yra griežti, kai prieš tai buvusioje būsenoje įvykis įvyko tokiu laiko momentu, kuriame nebuvo kitų aktyvių operacijų, ir atvirkščiai.

2.4 Įvykių įvykimo su griežtais apribojimais analizė

Kai visų operacijų O_i pabaigos laikai apriboti griežtais intervalais $I_i = [\alpha_i, \beta_i]$.



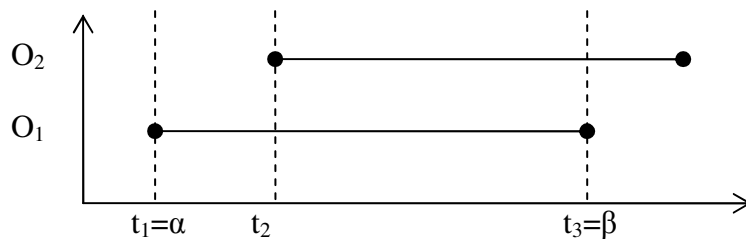
17 pav. Intervalu, kuriuose gali baigtis operacijos, grafinis pavaizdavimas, kai operacijų pabaigos laikas apribotas griežtais intervalais

Čia $\alpha=t_1$, $\beta=t_4$. Intervale $[t_1, t_2)$ gali baigtis tik O_1 operacija. Intervale $[t_2, t_3)$ gali baigtis O_1 , O_2 , O_5 operacijos. Intervale $[t_3, t_4)$ gali baigtis O_1 , O_2 , O_4 , O_5 operacijos. Šioje būsenoje intervale $[t_4, t_4]$ negali baigtis operacija, nes šiame laiko intervale turi baigtis abi operacijos O_1 ir O_4 , tačiau tai prieštarauja mūsų 1 prielaidai. Vadinasi viena iš operacijų O_1 ir O_4 baigsis iki t_4 laiko momento, todėl t_4 laiko momentas šioje būsenoje nenagrinėjamas.

Bendru atveju intervale $[\beta, \beta]$:

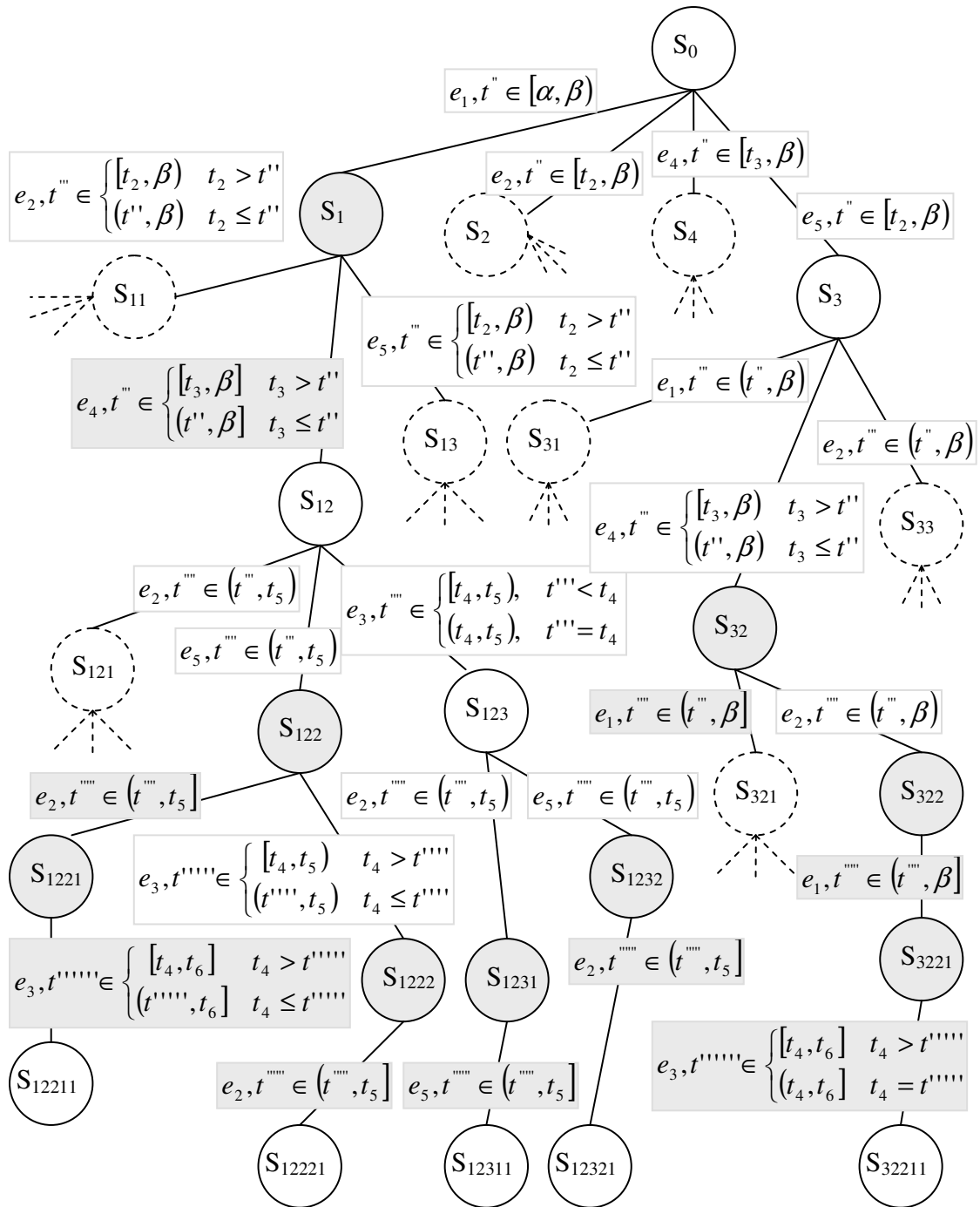
Jei $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} > 1$ ir intervale $[\alpha, \beta)$ neįvyksta nei vienas įvykis, tada intervale $[\beta, \beta]$ turi baigtis visos operacijos $\{O_i \mid \beta_i=\beta\}$, tačiau taip būti negali, nes gali baigtis tik viena operacija vienu metu. Vadinasi mažiausiai $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} - 1$ operacijų baigsis $[\alpha, \beta)$ intervale (17 pav.).

Jei $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} = 1$, tada intervale $[\beta, \beta]$ gali baigtis tik O_i operacija, kur $\beta_i=\beta$ (18 pav. $[\beta, \beta]$ intervale gali baigtis tik O_1 operacija).



18 pav. Atvejis, kai β laiko momentu baigiasi viena operacija

6 Pastaba. Jei $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} > 1$ tai sekantis įvykis įvyks $[\alpha, \beta)$ intervale.



19 pav. Galimų perėjimų grafo fragmentas

19 pav. pilkai pažymėtos būsenos, kuriose β^* laiko momentu gali baigtis tik viena operacija, t.y. $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta^*\} = 1$. Šioje būsenoje vieno įvykio e_i , kur $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta^*\}$, perėjimas galimas laiko intervale, apribotame rėžiu, kuris yra griežtas iš dešinės. Tokie perėjimai pažymėti pilkai.

Nagrinėsime galimas I_i intervalų išsidėstymų situacijas, kai sistema yra pradinėje būsenoje s_0 , t.y. $t' = t_0$.

Pradiniu laiko momentu:

$$\inf_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset \text{ ir } \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset, i = \overline{1, n}. \quad (13)$$

Pažymėkime

$$\alpha = \min \alpha_i, i = \overline{1, n} \quad (14)$$

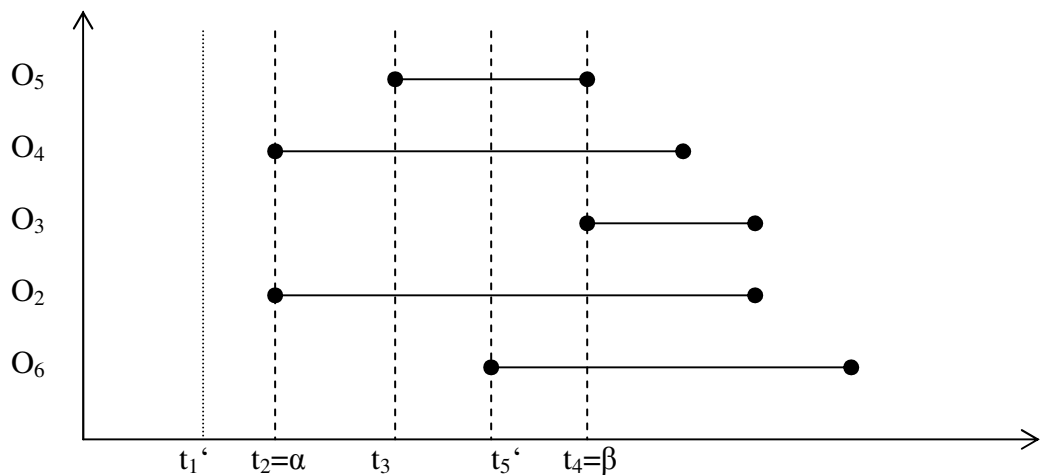
$$\beta = \min \beta_i, i = \overline{1, n}. \quad (15)$$

Pažymėkime intervalą, kuriame gali įvykti sekantis įvykis - I. Akivaizdu, kad $I \subset \{I_1 \cup I_2 \cup \dots \cup I_n\}$. (16)

Iš (13), (14) ir (16) seka, kad $\alpha \cap I \neq \emptyset$, iš (13), (15) ir (16) ir 8 pastabos seka, kad

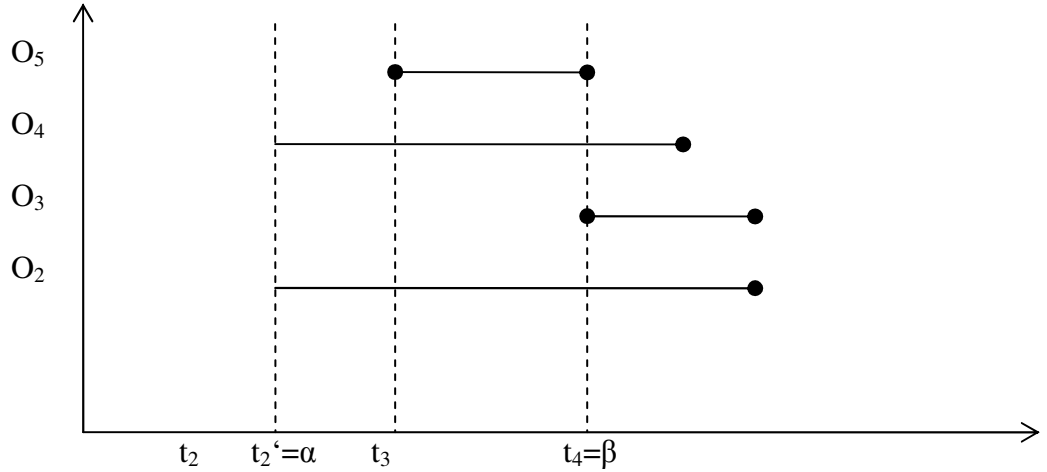
$$I = \begin{cases} [\alpha, \beta), & \#\{O_i \mid \beta_i = \beta, i = \overline{1, n}\} > 1 \\ [\alpha, \beta], & \#\{O_i \mid \beta_i = \beta, i = \overline{1, n}\} = 1 \end{cases}.$$

Tarkim, kad sekantis įvykis įvyks bet kuriuo laiko momentu $t' \in I$. Jei laiko momentu t' yra daugiau nei viena aktyvi operacija, tada jų pabaigos intervalai pakeičiami į $(t', \beta_i]$, kaip parodyta 21 pav. Taip pat įvykęs įvykis gali iššaukti naujų operacijų, kurių pabaigos intervalo rėžiai griežti iš kairės (20 pav. O_6). Taigi sistema pereis į sekančią būseną, kurios operacijų pabaigų intervalų rėžiai gali būti griežti arba griežti iš dešinės (bet tik α laiko momentu).



20 pav. Intervalų grafinis pavaizdavimas, kai $t' = t_1'$

Čia $\alpha=t_2, \beta=t_4$. Intervale $[t_2, t_3)$ gali baigtis O_2, O_4 operacijos. Intervale $[t_3, t_5')$ gali baigtis O_2, O_4, O_5 operacijos. Intervale $[t_5', t_4=\beta)$ gali baigtis O_2, O_4, O_5, O_6 operacijos. Intervale $[t_4, t_4]$ gali baigtis O_5 operacija.

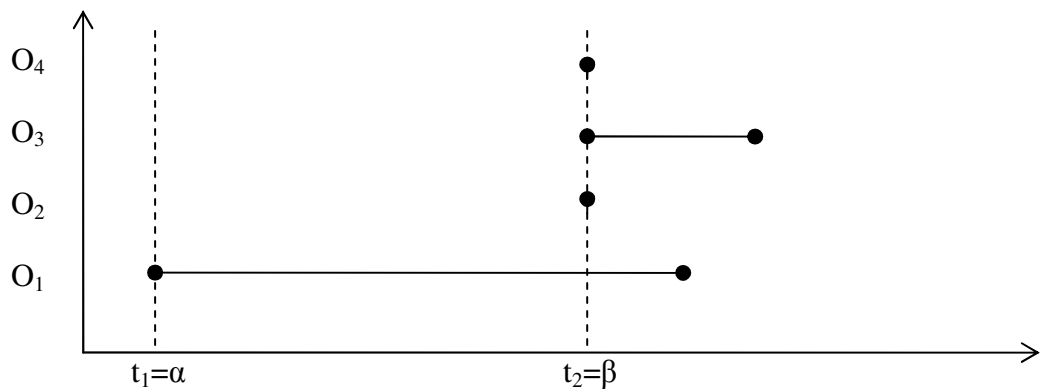


21 pav. Intervalų grafinis pavaizdavimas, kai $t' = t_2'$

Čia $\alpha = t_2'$, $\beta = t_4$. Intervale (t_2', t_3) gali baigtis O_2 , O_4 operacijos. Intervale $[t_3, t_4 = \beta)$ gali baigtis O_2 , O_4 , O_5 operacijos. Intervale $[t_4, t_4]$ gali baigtis O_5 operacija.

7 Pastaba. Iš 17 pav., 18 pav., 20 pav. ir 21 pav. matosi, kad aktyvių operacijų skaičius keičiasi intervaluose (t_1, t_2) arba $[t_1, t_2)$, ir $[t_i, t_{i+1})$, $i = \overline{2, k}$ ir $[\beta, \beta]$, čia k – intervalų skaičius. Jei $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} > 1$, tada $[\beta, \beta]$ intervalas šioje būsenoje nenagrinėjamas, o jei $\#\{O_i \mid \beta_i = \beta\} = 1$ tada $[\beta, \beta]$ intervale gali baigtis tik viena operacija O_i , kur $\beta_i = \beta$.

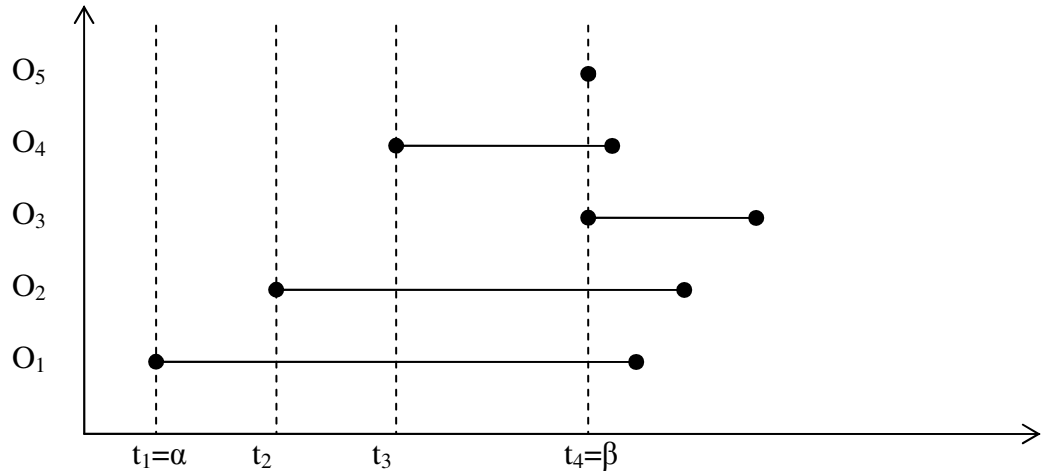
8 Pastaba. Operacijų pabaigos laikų intervalų rėžiai iš kairės α laiko momentu gali būti ir griežti (20 pav.) ir negriežti (21 pav.), bet vienoje būsenoje tik vienokie arba tik kitokie. Operacijų $\{O_i \mid \alpha_i = \alpha\}$ rėžiai iš kairės yra griežti, kai prieš tai buvusioje būsenoje įvykis įvyko tokiu laiko momentu, kuriame nebuvo kitų aktyvių operacijų, ir atvirkščiai.



22 pav. Atvejis, kai tuo pačiu momentu egzistuoja dvi taškinės operacijos

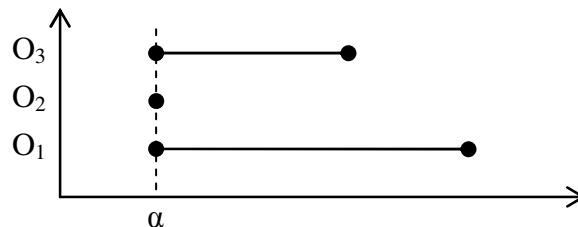
9 Pastaba. Tuo pačiu momentu negali egzistuoti dvi taškinės operacijos (22 pav.), nes tai prieštarauja prielaidai, kad sistemoje vienu metu gali įvykti tik viena operacija. 22

pav. pavaizduota ši situacija. Operacijos O_2 ir O_4 gali baigtis tik t_2 laiko momentu, vadinasi jos abi ir baigsis šiuo momentu. Tačiau tai prieštarauja prielaidai, kad sistemoje vienu metu gali baigtis tik viena operacija.



23 pav. Atvejis, kai operacijos pabaigos laiko intervalas yra nulinis

10 Pastaba. Jeigu sistemoje egzistuoja taškinė operacija O_i (23 pav.), t.y. $\alpha_i = \beta_i$, tada laiko momentu α_i baigsis O_i operacija ir remiantis *1 prielaida* jokia kita operacija O_j , kur $j \neq i$, negali baigtis α_i laiko momentu. Ši situacija pavaizduota 23 pav. Laiko momentu t_4 baigsis O_5 operacija. O_1, O_2, O_3 ir O_4 operacijos t_4 laiko momentu negali baigtis.

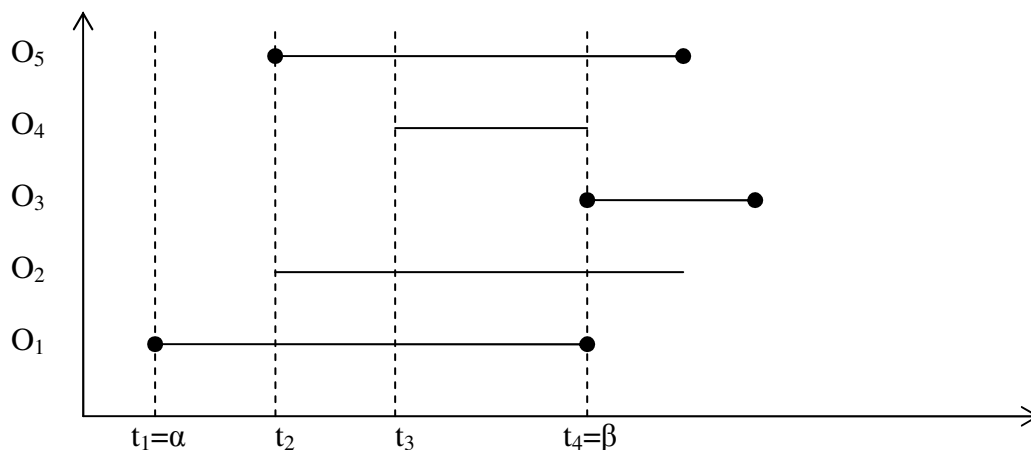


24 pav. Atvejis, kai operacijos pabaigos intervalas yra nulinis ir prasideda α laiko momentu

11 Pastaba. Jeigu sistemoje egzistuoja taškinė operacija O_i (24 pav.), t.y. $\alpha_i = \beta_i$, ir $\alpha_i = \alpha$, tada šioje būsenoje $\alpha = \beta$, $I = [\alpha, \alpha]$. Sekantis įvykis bus e_i (24 pav. e_2), kuris įvyks α laiko momentu.

2.5 Įvykių įvykimo su mišriais apribojimais analizė

Kai visų operacijų O_i pabaigos laikai apriboti bet kokiais intervalais $I_i = (\alpha_i, \beta_i)$, $I_i = (\alpha_i, \beta_i]$, $I_i = [\alpha_i, \beta_i)$, $I_i = [\alpha_i, \beta_i]$.



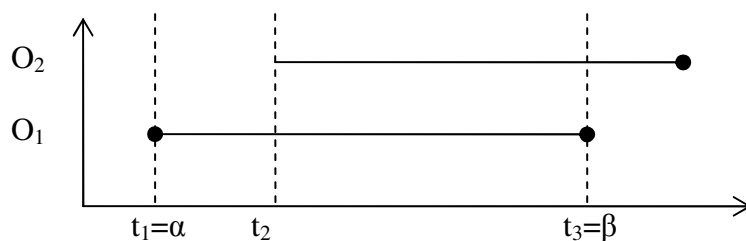
25 pav. Intervalų, kuriuose gali baigtis operacijos, grafinis pavaizdavimas, kai operacijų pabaigos laikas apribotas mišriais intervalais

Čia $\alpha=t_1$, $\beta=t_4$. Intervale $[t_1, t_2)$ gali baigtis tik O_1 operacija. Intervale $[t_2, t_2]$ gali baigtis O_1 , O_5 operacijos. Intervale $(t_2, t_3]$ gali baigtis O_1 , O_2 , O_5 operacijos. Intervale (t_3, t_4) gali baigtis O_1 , O_2 , O_4 , O_5 operacijos.

Bendru atveju intervale $[\beta, \beta]$:

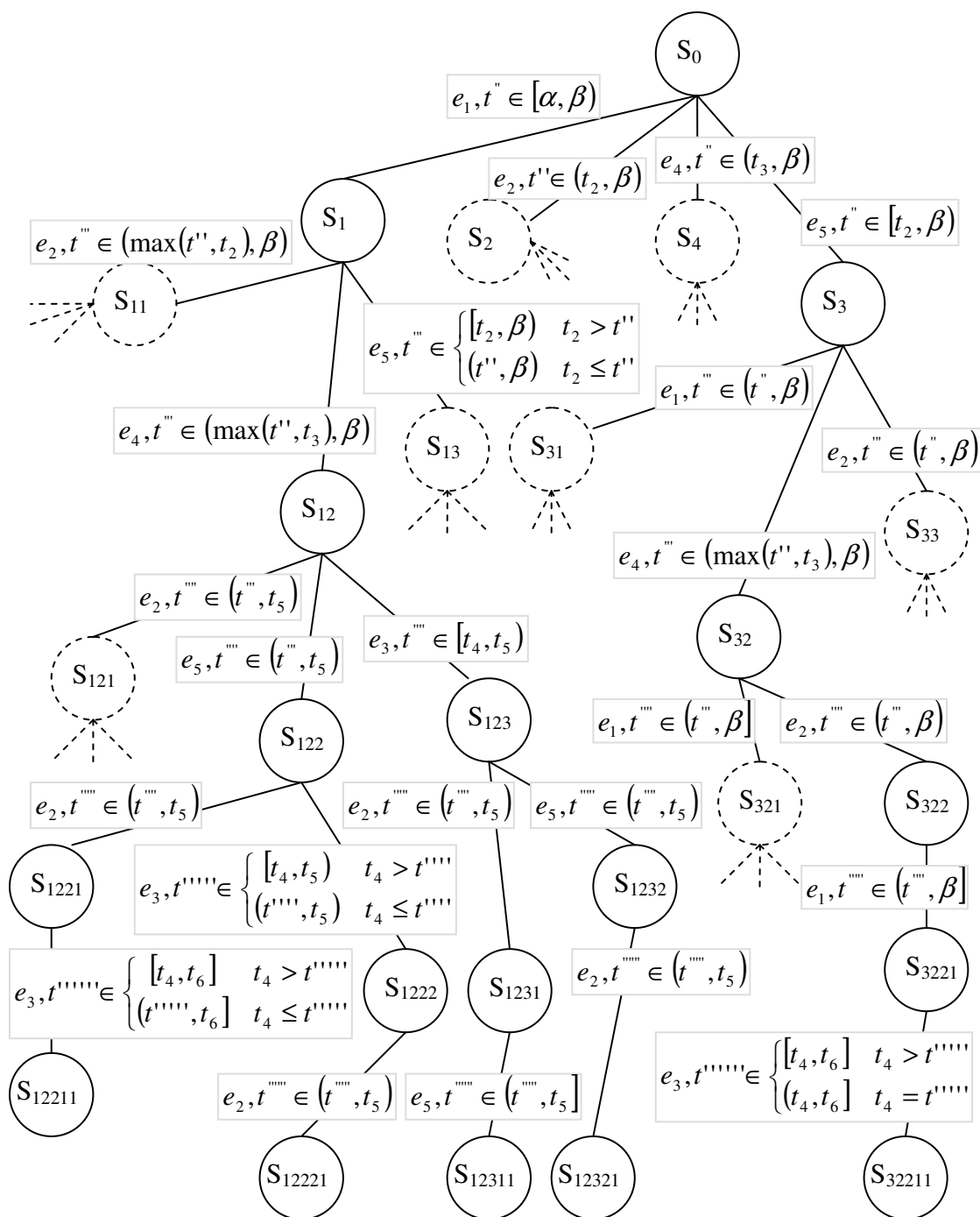
Jei $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} > 1$, kur O_i operacijos pabaigos intervalo rėžis iš dešinės griežtas, ir intervale $[\alpha, \beta)$ neįvyksta nei vienas įvykis, tada intervale $[\beta, \beta]$ turi baigtis visos operacijos $\{O_i \mid \beta_i=\beta\}$, tačiau taip būti negali, nes gali baigtis tik viena operacija vienu metu. Vadinasi mažiausiai $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} - 1$ operacijų baigsis $[\alpha, \beta)$ intervale.

Jei $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} = 1$, kur O_i operacijos pabaigos intervalo rėžis iš dešinės griežtas, tada intervale $[\beta, \beta]$ gali baigtis tik O_i operacija, kur $\beta_i=\beta$. (26 pav. $[\beta, \beta]$ intervale gali baigtis tik O_1 operacija).



26 pav. Atvejis, kai β laiko momentu baigiasi viena operacija

12 Pastaba. Jei $\#\{O_i \mid \beta_i=\beta\} > 1$ tai sekantis įvykis įvyks $[\alpha, \beta)$ intervale.



27 pav. Galimų perėjimų grafo fragmentas

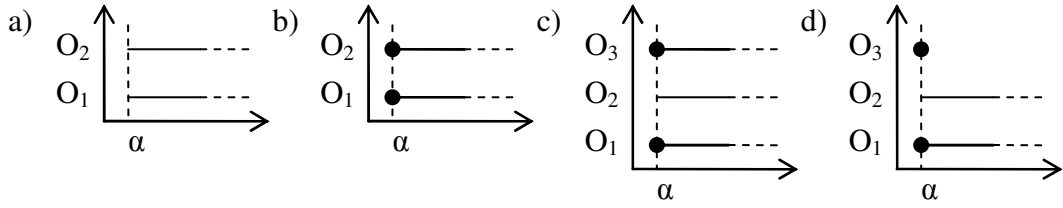
Pažymėkime

$$\alpha = \min \alpha_i, i = \overline{1, n}. \quad (17)$$

$$\beta = \min \beta_i, i = \overline{1, n}. \quad (18)$$

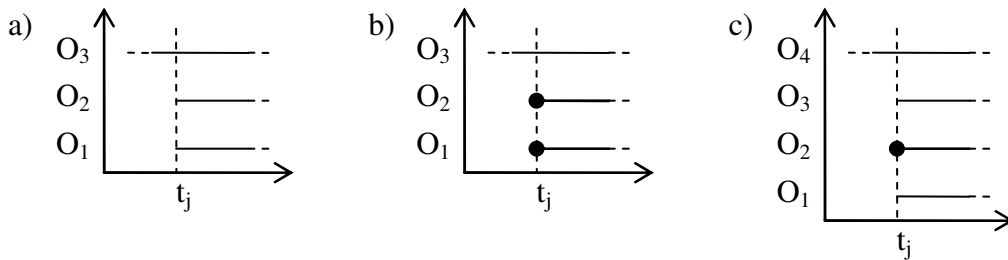
Pažymėkime intervalą, kuriame gali įvykti sekantis įvykis - I. Akivaizdu, kad

$$I \subset \{I_1 \cup I_2 \cup \dots \cup I_n\}. \quad (19)$$



28 pav. Galimi operacijų pabaigos intervalų rėžiai α laiko momentu

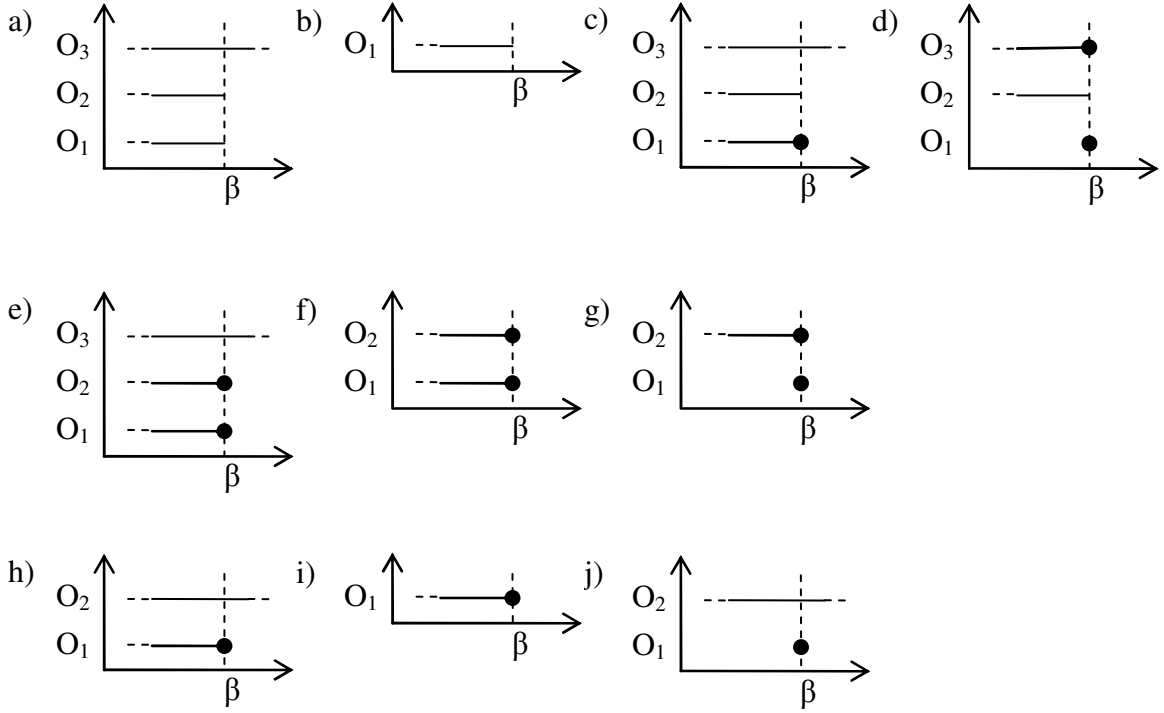
Galimi operacijų pabaigos intervalų rėžiai α laiko momentu pavaizduoti 28 pav. Jei visi operacijų pabaigos intervalų rėžiai α laiko momentu yra negriežti (28 pav. a)) tada $I \cap \alpha = \emptyset$. Jei visi operacijų pabaigos intervalų rėžiai α laiko momentu yra griežti (28 pav. b)) tada $I \cap \alpha \neq \emptyset$. Jei α laiko momentu yra operacijų ir su griežtais ir su negriežtais pabaigos intervalų rėžiais (28 pav. c)) tada $I \cap \alpha \neq \emptyset$. Be to šiuo atveju $[\alpha, \alpha]$ intervalą reikia nagrinėti kaip atskirą, nes jame gali baigtis tik $\{O_i \mid (\alpha_i = \alpha) \wedge (I_i \cap \alpha_i \neq \emptyset)\}$ operacijos, o operacijos $\{O_i \mid (\alpha_i = \alpha) \wedge (I_i \cap \alpha_i = \emptyset)\}$ į $[\alpha, \alpha]$ intervalą nepatenka. Jei α laiko momentu egzistuoja operacija, kurios pabaigos intervalas yra nulinis $\alpha_i = \beta_i = \alpha$ (28 pav. d) O_3 operacija), tada remiantis 11 pastaba būtent ši operacija ir baigsis sekanti ir $I = [\alpha, \alpha]$.



29 pav. Galimi operacijų pabaigos intervalų rėžiai t_j , kur $\alpha < t_j < \beta$, laiko momentu

Galimi operacijų pabaigos intervalų rėžiai t_j laiko momentu, kur $\alpha < t_j < \beta$ ir $\#\{O_i \mid \alpha_i = t_j\} > 0$, kur $i = \overline{1, n}$, pavaizduoti 29 pav. Jei visi operacijų pabaigos intervalų rėžiai t_j laiko momentu yra negriežti (29 pav. a)), t.y. $\#\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i \neq \emptyset)\} = 0$, kur $i = \overline{1, n}$, tada intervale (t_j, β) prisideda operacijų, kurios gali baigtis sekančios. Jei visi operacijų pabaigos intervalų rėžiai t_j laiko momentu yra griežti (29 pav. b)), t.y. $\#\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i = \emptyset)\} = 0$, kur $i = \overline{1, n}$, tada intervale $[t_j, \beta)$ prisideda operacijų, kurios gali baigtis sekančios. Jei t_j laiko momentu operacijų pabaigos intervalų rėžiai yra ir griežti ir negriežti (29 pav. c)), t.y. $(\#\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i \neq \emptyset)\} > 0) \wedge (\#\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i = \emptyset)\} > 0)$, kur $i = \overline{1, n}$,

tada intervale $[t_j, t_j]$ prisideda operacijos $\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i \neq \emptyset)\}$, kurios gali baigtis sekančios, o intervale (t_j, β) dar prisideda operacijos $\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i = \emptyset)\}$, kurios gali baigtis sekančios.



30 pav. Galimi operacijų pabaigos intervalų rėžiai β laiko momentu

Galimi operacijų pabaigos intervalų rėžiai β laiko momentu pavaizduoti 30 pav. Jei yra bent viena operacija, kurios pabaigos intervalo rėžis iš dešinės yra negriežtas, t.y. $\{O_i \mid (\beta_i = \beta) \wedge (I_i \cap \beta_i = \emptyset)\} \neq \emptyset$ (30 pav. a), b), c) ir d)), tada $I \cap \beta = \emptyset$ ir $[\beta, \beta]$ intervalas šioje būsenoje nenagrinėjamas. Toliau nagrinėsime atvejus, kai nėra aktyvių operacijų, kurių pabaigos intervalo rėžis iš dešinės yra negriežtas, t.y. $\{O_i \mid (\beta_i = \beta) \wedge (I_i \cap \beta_i = \emptyset)\} = \emptyset$. Jei yra daugiau nei viena aktyvi operacija, kurios pabaigos intervalo rėžis iš dešinės yra griežtas, t.y. $\#\{O_i \mid (\beta_i = \beta) \wedge (I_i \cap \beta_i \neq \emptyset)\} > 1$ (30 pav. e), f) ir g)), tada remiantis 7 pastaba $I \cap \beta = \emptyset$ ir $[\beta, \beta]$ intervalas šioje būsenoje nenagrinėjamas. Jei yra tik viena aktyvi operacija, kurios pabaigos intervalo rėžis iš dešinės yra griežtas, t.y. $\#\{O_i \mid (\beta_i = \beta) \wedge (I_i \cap \beta_i \neq \emptyset)\} = 1$ (30 pav. h), i) ir j)), tada $I \cap \beta \neq \emptyset$ ir remiantis 10 pastaba $[\beta, \beta]$ intervale gali baigtis tik O_i , kur $\alpha_i = \beta_i = \beta$, operacija.

13 Pastaba. $[t_j, t_j]$ laiko intervalą, kur $\alpha \leq t_j < \beta$ ir $\#\{O_i \mid \alpha_i = t_j\} > 0, i = \overline{1, n}$, reikia nagrinėti kaip atskirą, jei t_j laiko momentu prasideda operacijų pabaigos intervalai, kurių

rėžiai iš kairės yra ir griežti ir negriežti, t.y.

$$(\#\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i \neq \emptyset)\} > 0) \wedge (\#\{O_i \mid (\alpha_i = t_j) \wedge (\alpha_i \cap I_i = \emptyset)\} > 0), \quad i = \overline{1, n}.$$

3 PASIEKIAMŲ BŪSENŲ MEDŽIO SUDARYMAS

Laikinio pasiekiamų būsenų grafo sudarymą, jo viršūnių skaičiavimo principus ir dėsnius 1997 – 2002 metais analizavo D. Makackas [6, 7, 8], vėliau prie jo prisidėjo U. Leonavičiūtė ir M. Kuprys [1]. Nagrinėjant realiojo laiko sistemas vien modeliavimo nepakanka todėl, kad modeliavimo metu yra analizuojama tik viena sistemos elgesio trajektorija ir renkama statistika neatsako į klausimą, ar realiojo laiko sistemoje su griežtais apribojimais visada bus išpildytas nustatytas laiko apribojimas. Taigi naudojant validavimo metodą, kuris remiasi pasiekiamų būsenų grafo naudojimu agregatiniams specifikacijoms, iš viso nenagrinėjami klausimai, susiję su laiku, o yra nagrinėjama tik įvykių įvykimo seka.

Kitas pasiekiamų būsenų grafas [1], lyg apjungia šiuos du metodus į vieną. Jį sudarant analizuojamos visos sistemos funkcionavimo trajektorijos vienu metu bei konstruojamas laikinis pasiekiamų būsenų grafas, kuris taip pat galės tikrinti tas pačias sistemos savybes, kaip ir pasiekiamų būsenų nevertinančių valdančių sekų atveju, bei gali įvertinti laiko tarpus tarp įvykių, todėl bus galima tikrinti realiojo laiko sistemų charakteristikas.

3.1 TEIGINIAI APIE SISTEMOS FUNKCIONAVIMĄ

Nagrinėsime situaciją, kai laiko momentu t' sistema randasi būsenoje s ir joje yra aktyvios kelios operacijos $O_i = O(e_i, t)$, čia $i = 1, 2, \dots, n$. Be to, laiko momentu t' atitinkamos tolydinės komponentės reikšmės priklauso intervalams (α_i, β_i) , $[\alpha_i, \beta_i]$, $[\alpha_i, \beta_i)$ arba $[\alpha_i, \beta_i]$, t. y. atitinkamai $\alpha_i < w_i < \beta_i$, $\alpha_i < w_i \leq \beta_i$, $\alpha_i \leq w_i < \beta_i$ arba $\alpha_i \leq w_i \leq \beta_i$, kur $w_i = w(e_i, t')$.

1 teiginys. Jei operacija $w_e = w(e, t)$ gali įgyti bet kurią reikšmę iš intervalo (α, β) , $[\alpha, \beta)$, $(\alpha, \beta]$ arba $[\alpha, \beta]$, tai įvykis e gali įvykti bet kuriuo laiko momentu, atitinkamai, $t_m \in (\alpha, \beta)$, $t_m \in [\alpha, \beta)$, $t_m \in (\alpha, \beta]$ arba $t_m \in [\alpha, \beta]$ ir $O(e, t_m) = 0$.

Įrodymas remiasi w_e apibrėžimu. Agregatiniame metode sekančio įvykio įvykimo laiko momentas \tilde{t} randamas naudojant formulę: $\tilde{t} = \min_{i, t > t_m} w(e_i, t)$, čia t_m – paskutinio įvykio įvykimo laiko momentas arba $\tilde{t} = \min_{i, t > t_m} \{t | O(e_i, t) = 0\}$.

2 teiginys. Esant sistemai būsenoje s , kitas įvykis įvyks ne anksčiau kaip $\alpha = \min_{1 \leq i \leq n} \alpha_i$.

∇ Remiantis 1 teiginiu, operacija O_i baigsis intervale (α_i, β_i) , $(\alpha_i, \beta_i]$, $[\alpha_i, \beta_i)$ arba $[\alpha_i, \beta_i]$, tai anksčiausias laiko momentas, kada ji gali baigtis yra α_i , tai atitinka tolydinės komponentės reikšmę taške t' : $w_i(t') = \alpha_i$.

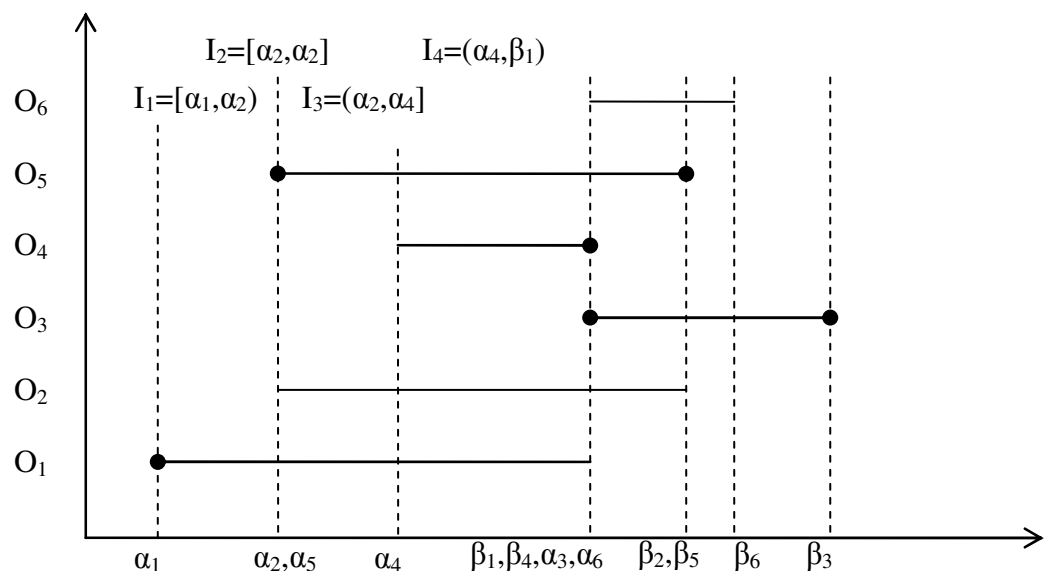
Remiantis sekančio įvykio radimo formule $\tilde{t} = \min_{i,t>t'} w_i(t) = \min_i \alpha_i = \min_i \alpha_i$, nes $w_i(t)$ pastovi tarp įvykių. Δ

3 teiginys. Esant sistemai būsenoje s , kitas įvykis įvyks ne vėliau kaip $\beta = \min_{1 \leq i \leq n} \beta_i$.

∇ Remiantis 1 teiginiu, operacija O_i baigsis intervale (α_i, β_i) , $(\alpha_i, \beta_i]$, $[\alpha_i, \beta_i)$ arba $[\alpha_i, \beta_i]$, tai vėliausias laiko momentas kada ji gali baigtis yra β_i , tai atitinka tolydinės komponentės reikšmę taške t' : $w_i(t') = \beta_i$.

Remiantis sekančio įvykio radimo formule $\tilde{t} = \min_{i,t>t'} w_i(t) = \min_i \beta_i = \min_i \beta_i$, nes $w_i(t)$ pastovi tarp įvykių. Δ

Suformuluotus teiginius patvirtinsime grafiškai. 31 pav. yra pateiktos šešios operacijos O_1, O_2, O_3, O_4, O_5 ir O_6 . Ištinėmis linijomis yra pavaizduotos atkarpos, kuriose gali užsibaigti operacijos.



31 pav. Intervalų, kuriuose užsibaigia operacijos, grafinis pavaizdavimas

Iki laiko momento α_1 negali įvykti joks įvykis. Intervale $[\alpha_1, \alpha_2)$ gali pasibaigti operacija O_1 , intervale $[\alpha_2, \alpha_2]$ gali baigtis operacijos O_5 ir O_1 , intervale $(\alpha_2, \alpha_4]$ gali baigtis

operacijos O_1, O_2 ir O_5 , intervale (α_4, β_1) gali baigtis O_1, O_2, O_4 ir O_5 . Iš 31 pav. matyti, kad šiuo atveju $\alpha = \alpha_1$, o $\beta = \beta_1$.

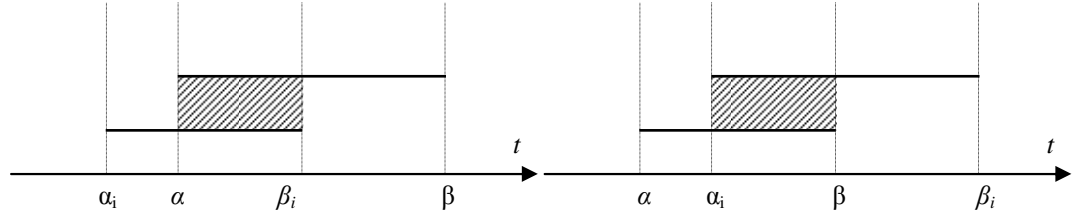
1 Išvada. Sistemai, esant būsenoje s , kitas įvykis įvyks bet kuriuo laiko momentu $t_m \in I$, kur

$$I = \left\{ \begin{array}{l} (\alpha, \beta), \quad \left(\# \left\{ O_i \mid \alpha_i = \min_{1 \leq j \leq n} \alpha_j \wedge \inf_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset \right\} = 0 \right) \wedge \\ \quad \left(\# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset \right\} \geq 1 \vee \right. \\ \quad \left. \# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset \right\} > 1 \right) \\ [\alpha, \beta), \quad \left(\# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset \right\} \geq 1 \vee \right. \\ \quad \left. \# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset \right\} > 1 \right) \\ (\alpha, \beta], \quad \# \left\{ O_i \mid \alpha_i = \min_{1 \leq j \leq n} \alpha_j \wedge \left(\inf_{\gamma \in I_i} \gamma \right) \cap I_i \neq \emptyset \right\} = 0 \wedge \\ \quad \# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset \right\} = 0 \wedge \\ \quad \# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset \right\} = 1 \\ \quad \# \left\{ O_i \mid \alpha_i = \min_{1 \leq j \leq n} \alpha_j \wedge \left(\inf_{\gamma \in I_i} \gamma \right) \cap I_i \neq \emptyset \right\} \geq 1 \wedge \\ [\alpha, \beta], \quad \# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i = \emptyset \right\} = 0 \wedge \\ \quad \# \left\{ O_i \mid \beta_i = \min_{1 \leq j \leq n} \beta_j \wedge \sup_{\gamma \in I_i} \gamma \cap I_i \neq \emptyset \right\} = 1 \end{array} \right.$$

∇ Įrodymas seka iš fakto, kad kiekvienam $t_m \in I$ egzistuoja operacija, kuri gali baigtis, nes $I \subset \bigcup_i I_i$, kur $I_i = (\alpha_i, \beta_i)$, $I_i = [\alpha_i, \beta_i)$, $I_i = (\alpha_i, \beta_i]$ arba $I_i = [\alpha_i, \beta_i]$. Δ

2 išvada (operacijos, generuojančios sekantį įvykį, kriterijus). Jei $\alpha_i < \beta$, seka, kad operacija O_i gali baigtis pirmoji.

∇ Iš 1 išvados seka, kad įvykis įvyks intervale I. Kad operacija O_i baigsis šiame intervale ir įvykus įvykiui e_i turi būti tenkinama sąlyga $I \cap I_i \neq \emptyset$. Ši sąlyga bus išpildyta, jei $\alpha_i < \beta$ arba $\alpha < \beta_i$. Pateikta 32 pav.



32 pav. Įvykio galimumo grafinis nustatymas

Tačiau kadangi galioja sąryšis: $\alpha = \min_i \alpha_i < \min_i \beta_i = \beta$. Todėl $\alpha \leq \alpha_i < \beta_i \leq \beta$. Δ

3 išvada (operacijos, generuojančios sekanti įvyki, kriterijus). Jei $\alpha_i = \beta_i = \beta$ ir $\#\{O_j \mid \beta_j = \beta, j = \overline{1, n} \wedge j \neq i\} = 0$, seka, kad operacija O_i gali baigtis pirmoji.

∇ Įrodymas čia nepateikiamas. Ši išvada seka iš nagrinėjimų atliktų ankstesniame skyrelyje. Δ

Pažymėkime

$$\mathbf{O} = \{O_i \mid \alpha_i < \beta, i = \overline{1, n}\} \cup \{O_i \mid \alpha_i = \beta_i = \beta, i = \overline{1, n}, \#\{O_j \mid \beta_j = \beta, j = \overline{1, n} \wedge j \neq i\} = 0\}$$

operacijų aibę, kurios gali generuoti įvyki, esant sistemai būsenoje s . Aibės $\{\alpha_i \mid \alpha_i < \beta, i = 1, 2, \dots, n\} \cup \{\beta\}$ elementus didėjimo tvarka gausime: $\alpha_1^* < \alpha_2^* < \dots < \alpha_{k_1+1}^*$,

čia k_1 – skirtingų $\alpha_i < \beta$ skaičius. Pažymėkime

$$\alpha' = \left\{ \begin{array}{l} \alpha_i^* \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_i^* \wedge \alpha_j \cap I_j \neq \emptyset, j = \overline{1, n}\} > 0 \wedge \\ \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_i^* \wedge \alpha_j \cap I_j = \emptyset, j = \overline{1, n}\} > 0, i = \overline{1, k_1} \end{array} \right\} \cup \left\{ \begin{array}{l} \alpha_{k_1+1}^* \#\{O_i \mid \beta_i = \beta \wedge \beta_i \cap I_i = \emptyset, i = \overline{1, n}\} = 0 \wedge \\ \#\{O_i \mid \beta_i = \beta \wedge \beta_i \cap I_i \neq \emptyset, i = \overline{1, n}\} = 1 \end{array} \right\}$$

, $k_2 = \#\alpha'$.

Čia α' - aibė laiko momentų, kuriuos reikia nagrinėti kaip atskirus intervalus $[\alpha_i^*, \alpha_i^*]$. k_2 – taškinių intervalų $[\alpha_i^*, \alpha_i^*]$, kuriuos reikia išskirti kaip atskirus, skaičius.

Tada $k = k_1 + k_2$ – visų intervalų skaičius.

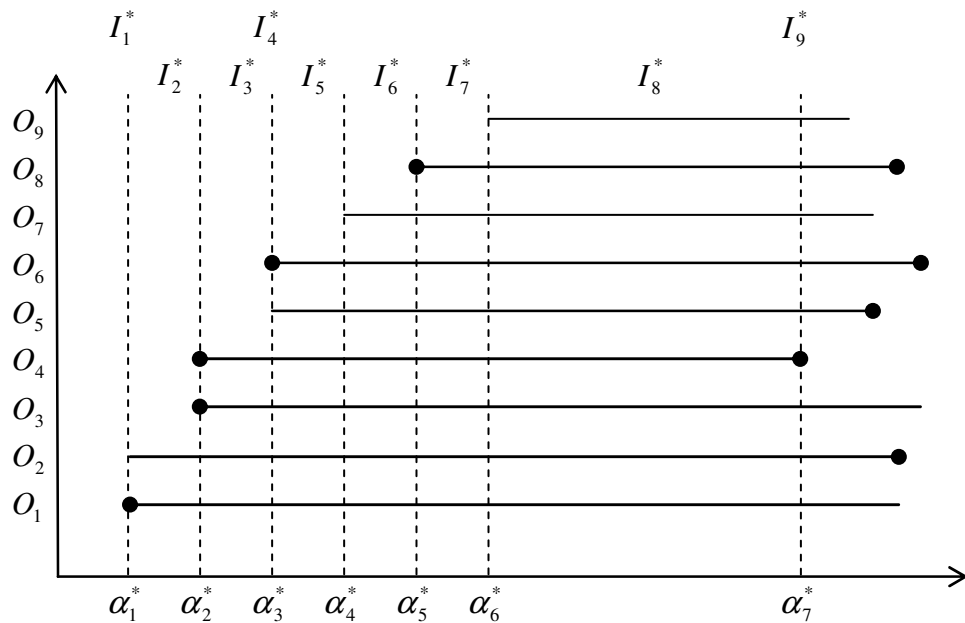
Pažymėkime

$$I_l^* = \left\{ \begin{array}{l} [\alpha_i^*, \alpha_i^*], \quad \alpha_i^* \in \alpha' \wedge l = i + \#\{\alpha_z^* \mid \alpha_z^* \in \alpha', z = \overline{1, i-1}\} \\ \quad (\alpha_i^* \in \alpha' \vee \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_i^* \wedge \alpha_j \cap I_j \neq \emptyset, j = \overline{1, n}\} = 0) \wedge \\ (\alpha_i^*, \alpha_{i+1}^*), \quad (\alpha_{i+1}^* \in \alpha' \vee \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_{i+1}^* \wedge \alpha_j \cap I_j \neq \emptyset, j = \overline{1, n}\} > 0) \wedge \\ \quad l = i + \#\{\alpha_z^* \mid \alpha_z^* \in \alpha', z = \overline{1, i}\} \\ \quad (\#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_i^* \wedge \alpha_j \cap I_j = \emptyset, j = \overline{1, n}\} = 0) \wedge \\ [\alpha_i^*, \alpha_{i+1}^*), \quad (\alpha_{i+1}^* \in \alpha' \vee \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_{i+1}^* \wedge \alpha_j \cap I_j \neq \emptyset, j = \overline{1, n}\} > 0) \wedge \\ \quad l = i + \#\{\alpha_z^* \mid \alpha_z^* \in \alpha', z = \overline{1, i-1}\} \\ \quad (\alpha_i^* \in \alpha' \vee \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_i^* \wedge \alpha_j \cap I_j \neq \emptyset, j = \overline{1, n}\} = 0) \wedge \\ (\alpha_i^*, \alpha_{i+1}^*], \quad (\alpha_{i+1}^* \notin \alpha' \wedge \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_{i+1}^* \wedge \alpha_j \cap I_j \neq \emptyset, j = \overline{1, n}\} = 0) \wedge \\ \quad l = i + \#\{\alpha_z^* \mid \alpha_z^* \in \alpha', z = \overline{1, i}\} \\ \quad (\#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_i^* \wedge \alpha_j \cap I_j = \emptyset, j = \overline{1, n}\} = 0) \wedge \\ [\alpha_i^*, \alpha_{i+1}^*], \quad (\alpha_{i+1}^* \notin \alpha' \wedge \#\{O_j \mid \alpha_j = \alpha_{i+1}^* \wedge \alpha_j \cap I_j \neq \emptyset, j = \overline{1, n}\} = 0) \wedge \\ \quad l = i + \#\{\alpha_z^* \mid \alpha_z^* \in \alpha', z = \overline{1, i-1}\} \end{array} \right.$$

Čia $i = \overline{1, k_1}$, $l = \begin{cases} \overline{1, k}, & \alpha_{k_1+1}^* \notin \alpha' \\ \overline{1, k-1}, & \alpha_{k_1+1}^* \in \alpha' \end{cases}$. Jeigu $\alpha_{k_1+1}^* \in \alpha'$, tada pažymėkime

$I_k^* = [\alpha_{k_1+1}^*, \alpha_{k_1+1}^*]$, $k = k_1 + k_2$. Aukščiau esančioje išraiškoje visada $l \geq i$.

Taigi turime $I = \bigcup_{i=1}^k I_i^*$. Parodysime tai grafiškai:



33 pav. Laiko, kada gali įvykti sekantis įvykis, skaidymas į intervalus

taigi turime:

$$\alpha_1^* < \alpha_2^* < \alpha_3^* < \alpha_4^* < \alpha_5^* < \alpha_6^* < \alpha_7^*,$$

$$k_1=6,$$

$$\alpha' = \{\alpha_1^*, \alpha_3^*, \alpha_7^*\},$$

$$k_2=3,$$

$$k=k_1+k_2=9,$$

$$\alpha_{k_1+1}^* \in \alpha', \text{ t.y. } \alpha_7^* \in \alpha', \text{ todėl } l = k - 1 = 8,$$

$$\text{kai } l=1, i=1: I_1^* = [\alpha_1^*, \alpha_1^*],$$

$$\text{kai } l=2, i=1: I_2^* = (\alpha_1^*, \alpha_2^*),$$

$$\text{kai } l=3, i=2: I_3^* = [\alpha_2^*, \alpha_3^*],$$

$$\text{kai } l=4, i=3: I_4^* = [\alpha_3^*, \alpha_3^*],$$

$$\text{kai } l=5, i=3: I_5^* = (\alpha_3^*, \alpha_4^*],$$

$$\text{kai } l=6, i=4: I_6^* = (\alpha_4^*, \alpha_5^*),$$

$$\text{kai } l=7, i=5: I_7^* = [\alpha_5^*, \alpha_6^*],$$

$$\text{kai } l=8, i=6: I_8^* = (\alpha_6^*, \alpha_7^*),$$

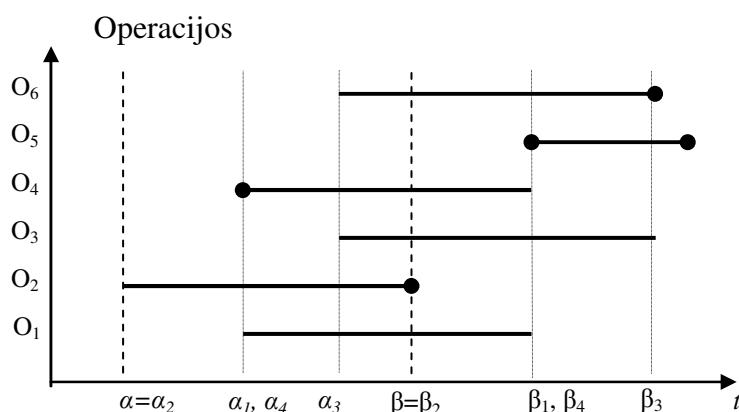
$$\text{kadangi } \alpha_{k_1+1}^* \in \alpha', \text{ t.y. } \alpha_7^* \in \alpha', \text{ tai } I_9^* = [\alpha_7^*, \alpha_7^*].$$

4 teiginys. Tarkime, kad I – laiko intervalas, kada pasirodys įvykis, sistemai esant būsenoje s . Jei operacija O_i būsenoje s yra aktyvi ir gali baigtis laiko momentu $t_m \in I$, tai ji gali baigtis bet kuriuo laiko momentu iš intervalo $I \setminus [\alpha, t_m]$.

Įrodymas seka iš 1 teiginio.

5 teiginys. Sistemai esant būsenoje s , laiko intervalais I_i^* ir I_j^* , kai $i \neq j$, baigsis skirtingas operacijų, kurios gali generuoti įvykį šiuose intervaluose, skaičius. Be to, $\#\{O_l \mid I_i^* \cap I_l \neq \emptyset, l=1, \dots, n\} + j - i \leq \#\{O_l \mid I_j^* \cap I_l \neq \emptyset, l=1, 2, \dots, n\}$, kai $\inf_{\gamma \in I_i^*} \gamma \neq \beta$ ir $\inf_{\gamma \in I_j^*} \gamma \neq \beta$. Kai $\inf_{\gamma \in I_i^*} \gamma \neq \beta$, tai I_i^* intervale gali baigtis 1 operacija. Kai $\inf_{\gamma \in I_j^*} \gamma \neq \beta$, tai I_j^* intervale gali baigtis 1 operacija.

∇ Įrodymą pateiksime grafiku 34 pav. Šiuo atveju $\alpha_1^* = \alpha = \alpha_2$, $\alpha_2^* = \alpha_1 = \alpha_4$, $\alpha_3^* = \alpha_3$, $\alpha_4^* = \beta = \beta_2$, $I_1^* = (\alpha_1^*, \alpha_2^*) = (\alpha_2, \alpha_1)$, $I_2^* = [\alpha_2^*, \alpha_2^*] = [\alpha_1, \alpha_1]$, $I_3^* = (\alpha_2^*, \alpha_3^*) = (\alpha_1, \alpha_3]$, $I_4^* = (\alpha_3^*, \alpha_4^*) = (\alpha_3, \beta_2)$, $I_5^* = [\alpha_4^*, \alpha_4^*] = [\beta_2, \beta_2]$. I_1^* intervale gali baigtis 1 operacija – O_2 , I_2^* intervale gali baigtis 2 operacijos – O_2 ir O_4 , I_3^* intervale gali baigtis 3 operacijos – O_1 , O_2 ir O_4 , I_4^* intervale gali baigtis 4 operacijos – O_1 , O_2 , O_3 , O_4 ir O_6 , I_5^* intervale gali baigtis 1 operacija – O_2 .



34 pav. Intervalų, kuriuose užsibaigia operacijos, grafinis pavaizdavimas

Δ

6 teiginys. Tarkime, kad esant sistemai būsenoje s laiko momentu t' , operacija $O_j = O(e_j, t)$ buvo aktyvi. Jei pasibaigus operacijai $O_i = O(e_i, t)$ ($i \neq j$) laiko momentu t_m perėjimo operatorius $H(e_i)$ nekeitė tolydinės komponentės $w_j(t) = w(e_j, t)$, tada sistema pereis į būseną, kurioje tolydinė komponentė $w_j(t) = w(e_j, t)$ tenkins sąlygą: $\max\{t_m, \alpha_j\} < w_j(t_m) < \beta_j$.

6 teiginio įrodymas seka iš fakto, kad negali įvykti įvykis anksčiau už jau įvykusį įvyki.

7 teiginys. Tarkime, kad sistemai esant būsenoje s , laiko momentu t' , kitas įvykis įvyks intervale $I = \bigcup_{i=1}^k I_i^*$ aprašytame aukščiau. Jei įvykis e_i įvyks pirmas sistemoje, tada sistema pereis į skirtingas būsenas, priklausomai nuo to kuriame iš intervalų I_i^* jis įvyko.

7 teiginio įrodymas seka iš 6 teiginio, nes skirtinguose laiko intervaluose I_i^* , kitų operacijų $O_j (i \neq j)$ atitinkamos tolydinės komponentės $w_j(t_m)$, turi tenkinti sąlygą: $\max\{t_m, \alpha_j\} < w_j(t_m) < \beta_j$.

8 teiginys. Jei esant sistemai būsenoje s , tenkinamos aukščiau minėtos sąlygos, tada perėjimų skaičius šioje būsenoje randamas formule: $P \geq \frac{1+\#M}{2} \#M + \sum_{i=1}^m i(k_i - 1)$, čia $M = \{\alpha_i | \alpha_i < \beta, i = 1, 2, \dots, n\}$ ir $k_i = \#\{O_j | \alpha_j = \alpha_i^*, j = 1, 2, \dots, n\}, \alpha_i^* < \alpha_j^*, \forall i < j, \alpha_i^* \in M$.

3.2 Pasiiekiamų būsenų medžio, įvertinančio laiką, generavimo algoritmas

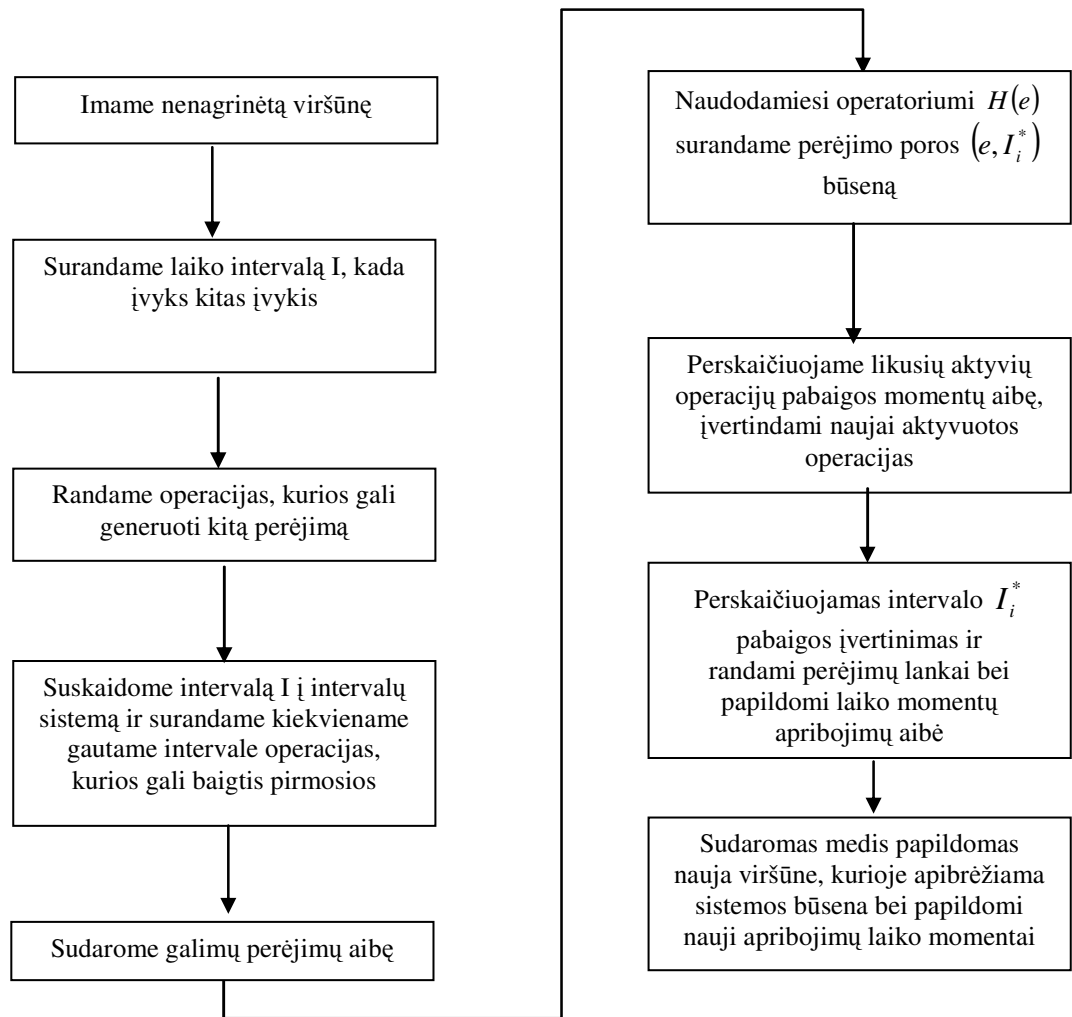
Pasiiekiamų būsenų grafo, įvertinčio laiką, viršūnės analizės struktūrinė schema pateikiama 35 pav.

Pasiiekiamų būsenų medžio viršūnė susideda iš trijų dedamųjų:

- diskretinės būsenos dedamosios $v(t)$, kuri apibrėžta agregatinėje specifikacijoje;
- tolydinės dedamosios $z_v(t)$, apibrėžtos agregatinėje specifikacijoje, kurios kiekvienai aktyviai komponentei nurodomas laiko intervalas, kada atitinkama operacija gali baigtis;
- laiko momentų apribojimų aibė R , kurios elementai – nelygybės pavidalo $t_j - t_i < \alpha$, čia α – konstanta, t_j, t_i – laiko momentai, kuriais įvyko įvykiai.

Lanką sudaro du faktai:

- koks įvykis sukelia šį perėjimą;
- kada perėjimas gali įvykti (kada gali baigtis operacija).



35 pav. PBG, įvertinančio laiką, viršūnės analizės struktūrinė schema

Laikysime, kad sistemos funkcionavimas prasideda t_0 laiko momentu. Be to, susitarsime, kad $t_0 < t_1 < \dots$.

Pasiekiamų būsenų grafe esančios viršūnės analizę suskirstykime į etapus:

1 etapas. Randame, kada vėliausiai gali įvykti sekantis įvykis (3 teiginys), t. y. randame β remdamiesi R aibės nelygybėmis.

2 etapas. Randame aibę O aktyvių operacijų, kurios gali baigtis pirmosios ir kartu randame aibę M (2 išvada ir 3 išvada).

3 etapas. Aibės M elementus surūšiuojame didėjimo tvarka remdamiesi R aibės nelygybėmis ir gauname $\alpha_1^* < \alpha_2^* < \dots < \alpha_{M+1}^* = \beta$.

4 etapas. Randame I_i^* intervalus aprašytus 5 teiginyje.

5 etapas. Kiekvienai porai (e_i, I_j^*) , apibrėžtai 7 teiginyje, sudaroma nauja viršūnė, kuri sujungiama lanku. Ant lanko rašome e_i ir įvykimo momentų aibę $t_m \in (\alpha_j^*, \alpha_j^{**})$,

$t_m \in [\alpha_j^*, \alpha_j^{**}]$, $t_m \in [\alpha_j^*, \alpha_j^{**})$ arba $t_m \in (\alpha_j^*, \alpha_j^{**}]$, čia m įvykio eilės numeris, α_j^{**} – randama įvertinant naujai aktyvuotų operacijų pabaigos momentus. Naujos viršūnės būseną apskaičiuojama remiantis perėjimo operatoriumi $H(e_i)$, specifikuotu agregatinėje specifikacijoje. Visų operacijų, kurios buvo aktyvios ir liko nepakeistos po įvykio, pabaigos intervalai, remiantis 4 teiginiu turi būti pataisyti. Be to, naujos viršūnės apribojimų aibė formuojama taip: surašomos buvusios nelygybės ir papildomos dviem naujomis: $\alpha_j^* < t_m$, $t_m < \alpha_j^{**}$ ir $\alpha_j^* < \alpha_j^{**}$ (neligybės gali būti ir griežtos).

3.3 Pasiekiamų būsenų medžio sudarymo pavyzdys

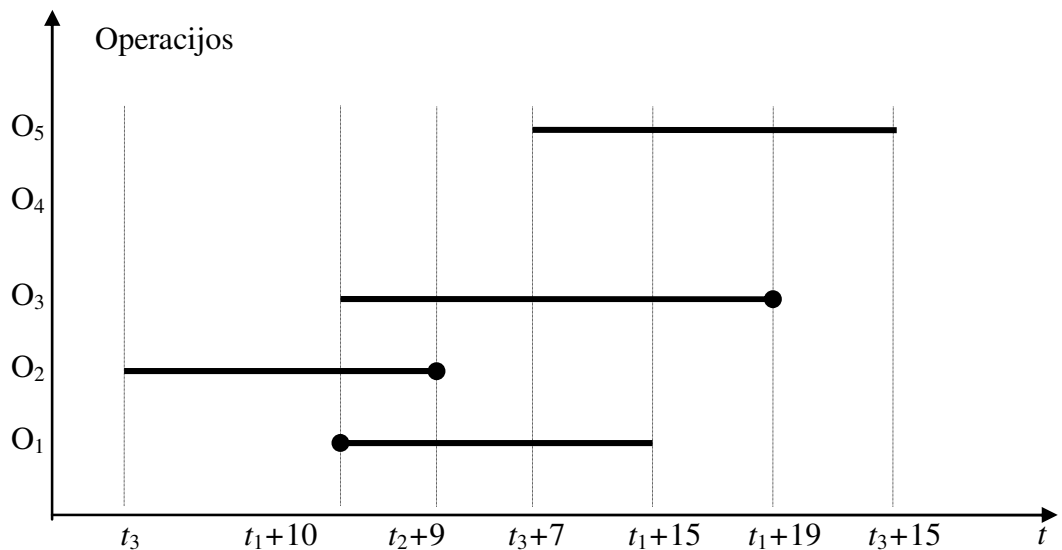
Šiame skyriuje pateiksime pasiekiamų būsenų grafo sudarymą, iliustruotą pavyzdžiais. Bus nagrinėjamas konkretios viršūnės galimų perėjimų skaičiavimas.

1 pavyzdys. Nagrinėsime būseną, kai $t > t_3$:

$$s(t) = (v(t); [t_1 + 10, t_1 + 15), (t_3, t_2 + 9], (t_1 + 10, t_1 + 19], \emptyset, (t_3 + 7, t_3 + 15); R)$$

$$R = \{t_0 + 3 < t_1 < t_0 + 5, t_1 + 2 \leq t_2 < t_1 + 3, t_2 + 4 < t_3 \leq t_2 + 7\}$$

Operacijų pabaigos laiko momentų aibės yra pateiktos 36 pav.



36 pav. Operacijų pabaigos laiko momentų aibės

1) Sudarant pasiekiamų būsenų grafą pirmame žingsnyje reikia nustatyti kada vėliausiai gali įvykti sekantis įvykis (3 teiginys), t. y. randame β , $\beta = \min(t_2 + 9, t_1 + 15, t_1 + 19, t_3 + 15)$.

Reikia palyginti ar $t_2 + 9 < t_1 + 15$, t. y. ar $t_2 < t_1 + 6$. Iš R aibės žinome, kad $t_2 < t_1 + 3$, taigi aišku, kad $t_2 < t_1 + 6$ ir $t_2 + 9 < t_1 + 15$. Akivaizdu, kad $t_2 + 9$ mažiau ir

už $t_1 + 19$. Belieka patikrinti ar $t_2 + 9 < t_3 + 15$, t.y. ar $t_2 < t_3 + 6$. Iš R aibės žinome, kad $t_3 > t_2 + 4 \Rightarrow t_2 < t_3 - 4$, taigi aišku, kad $t_2 < t_3 + 6$ ir $t_2 + 9 < t_3 + 15$. Vadinasi $\beta = t_2 + 9$.

2) Rasime aibę O aktyvių operacijų, kurios gali baigtis pirmosios ir kartu randame aibę M (2 išvada ir 3 išvada).

Kadangi iš R aibės žinome, kad $t_1 + 2 \leq t_2$, tai teisinga ir nelygybė $t_1 + 10 < t_2 + 9 \Rightarrow t_1 + 1 < t_2$, vadinasi O_1 ir O_3 operacijos gali baigtis pirmosios. $t_3 < t_2 + 9$, nes iš R aibės žinome, kad $t_3 \leq t_2 + 7$, taigi operacija O_2 gali baigtis pirmoji. Taigi $O = \{O_1, O_2, O_3\}$, $M = \{t_3, t_1 + 10\}$.

3) Aibės M elementus surūšiuosime didėjimo tvarka remdamiesi R aibės nelygybėmis.

$$t_3 < t_1 + 10, \text{ nes iš } R \text{ žinome, kad } \begin{cases} t_3 \leq t_2 + 7 \\ t_2 < t_1 + 3 \end{cases} \Rightarrow t_3 < t_1 + 10. \text{ Taigi } \alpha_1^* = t_3,$$

$$\alpha_2^* = t_1 + 10, \alpha_3^* = \beta = t_2 + 9.$$

4) Rasime I_i^* intervalus aprašytus 5 teiginyje.

$$\alpha' = \{t_1 + 10, t_2 + 9\}. \quad k_1 = \#M = 2, \quad k_2 = \#\alpha' = 2, \quad \text{taigi } k = k_1 + k_2 = 4 \quad \text{ir} \\ i = \overline{1, k} = \overline{1, 4}.$$

$$I_1^* = (\alpha_1^*, \alpha_2^*) = (t_3, t_1 + 10),$$

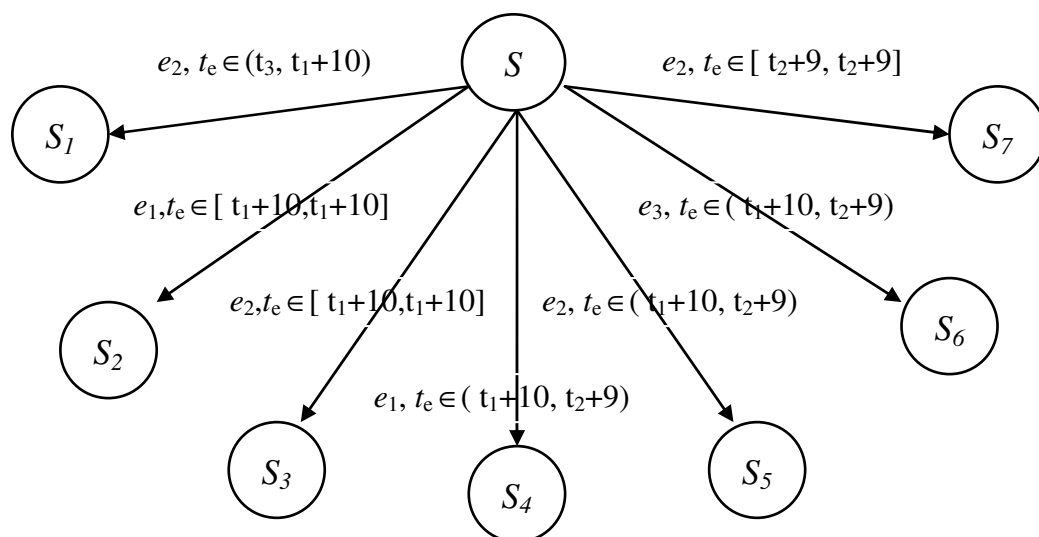
$$I_2^* = [\alpha_2^*, \alpha_2^*] = [t_1 + 10, t_1 + 10],$$

$$I_3^* = (\alpha_2^*, \alpha_3^*) = (t_1 + 10, t_2 + 9),$$

$$I_4^* = [\alpha_3^*, \alpha_3^*] = [t_2 + 9, t_2 + 9].$$

5) Intervale $I_1^* = (t_3, t_1 + 10)$ gali baigtis ir generuoti įvykį e_2 tik operacija O_2 . Intervale $I_2^* = [t_1 + 10, t_1 + 10]$ gali baigtis ir generuoti įvykius e_1 ir e_2 tik operacijos, atitinkamai, O_1 ir O_2 . Intervale $I_3^* = (t_1 + 10, t_2 + 9)$ gali baigtis ir generuoti įvykius e_1 , e_2 ir e_3 tik operacijos, atitinkamai, O_1 , O_2 ir O_3 . Intervale $I_4^* = [t_2 + 9, t_2 + 9]$ gali baigtis ir generuoti įvykį e_2 tik operacija O_2 .

Kaip matome šiuo atveju reikia išskirti septynias situacijas, t.y. poras, koks įvykis kokiame intervale gali įvykti: $e_2(t_3, t_1 + 10)$, $e_1[t_1 + 10, t_1 + 10]$, $e_2[t_1 + 10, t_1 + 10]$, $e_1(t_1 + 10, t_2 + 9)$, $e_2(t_1 + 10, t_2 + 9)$, $e_3(t_1 + 10, t_2 + 9)$ ir $e_2[t_2 + 9, t_2 + 9]$. Ši sistema pavaizduota 37 pav.



37 pav. Galimi perėjimai iš būsenos S

Toliau nagrinėjame būseną S_4 , kuri susijusi su įvykiu e_1 intervale $(t_1 + 10, t_2 + 9)$.

Tarkime, kad perėjimo operatorius $H(e_1)$ yra toks:

$$H(e_1) : \omega(e_1, t) = t + \xi(t), \text{ čia } \xi(t) - \text{ valdanti seka, } 0.5 < \xi(t) < 1.5 .$$

Būsena S_4 , kai $t > t_e$ įgyja pavidalą

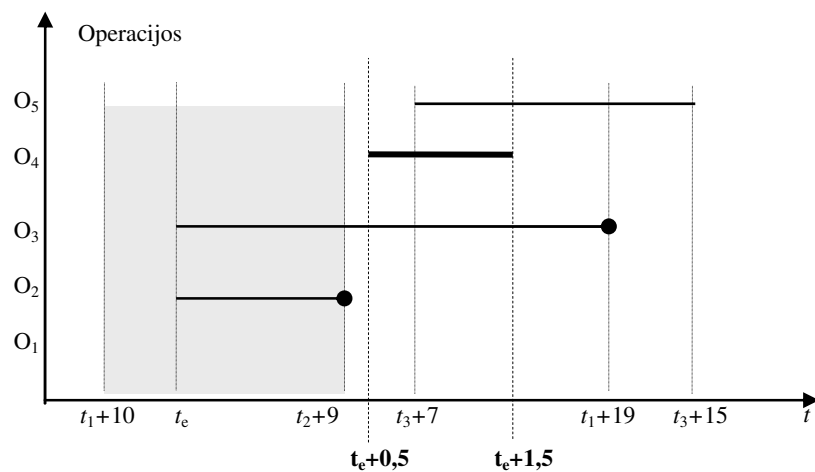
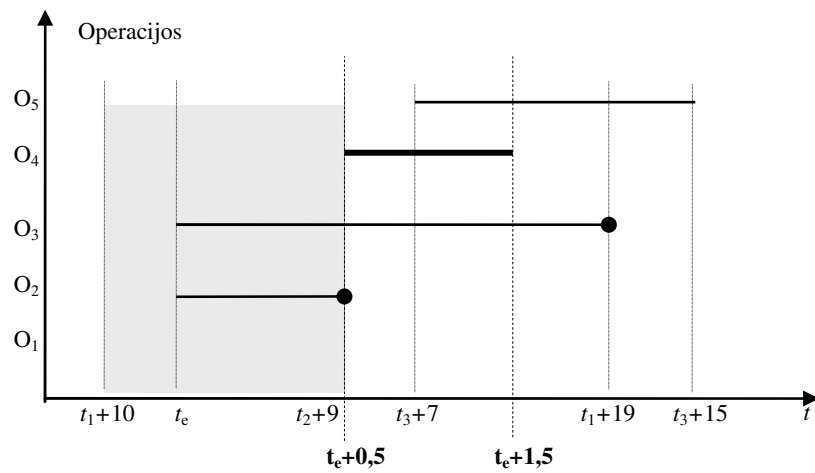
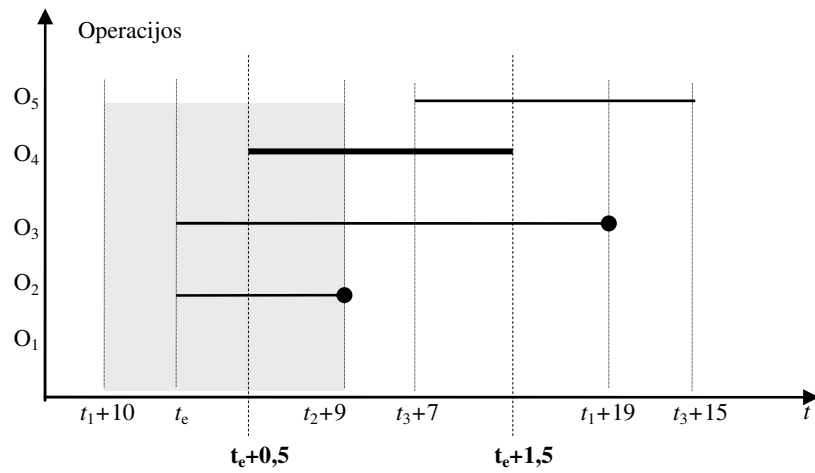
$$S_4(t) = (\mathcal{V}(t); \emptyset, (t_e, t_2 + 9], (t_e, t_1 + 19], (t_e + 0.5, t_e + 1.5), (t_3 + 7, t_3 + 15)),$$

nes diskretinės dalies operatorius nekeičia, o atsiranda nauja aktyvi operacija O_4 .

Likusių aktyvių operacijų pabaigos momentas negali būti ankstesnis, nei įvykis laiko momentu t_e , taigi antroji operacija gali baigtis intervale $(t_e, t_2 + 9]$, o trečioji – intervale $(t_e, t_1 + 19]$.

Ar ši galimybė yra galima patikrinti įvertinant atstumus tarp momentų $t_2 + 9$ ir $t_1 + 10$, jei šis skirtumas visada bus mažesnis nei 0.5, tai naujų operacijų pabaigos momentai nepateks į nagrinėjamą intervalą. Priešingu atveju reikės padalinti nagrinėjamą intervalą į tris.

Nagrinėjant, ar $t_2 + 9 - (t_1 + 10) > 0.5$ gaunama, kad $t_2 - t_1 > 1.5$, o iš \mathbb{R} aibės nelygybės $t_1 + 2 \leq t_2 < t_1 + 3$ seka, kad $2 \leq t_2 - t_1 < 3$. Taigi egzistuoja galimybė, kad naujas įvykis pateks į nagrinėjamą intervalą, t.y. galimos trys situacijos, kai $t_e + 0.5$ patenka į mūsų nagrinėjamą intervalą, t.y. $t_e + 0.5 < t_2 + 9$, ir kitos dvi situacijos – kai $t_e + 0.5$ nepatenka į mūsų nagrinėjamą intervalą, t.y. kai $t_e + 0.5 = t_2 + 9$ ir $t_e + 0.5 > t_2 + 9$. Šie trys atvejai pavaizduoti 38 pav.



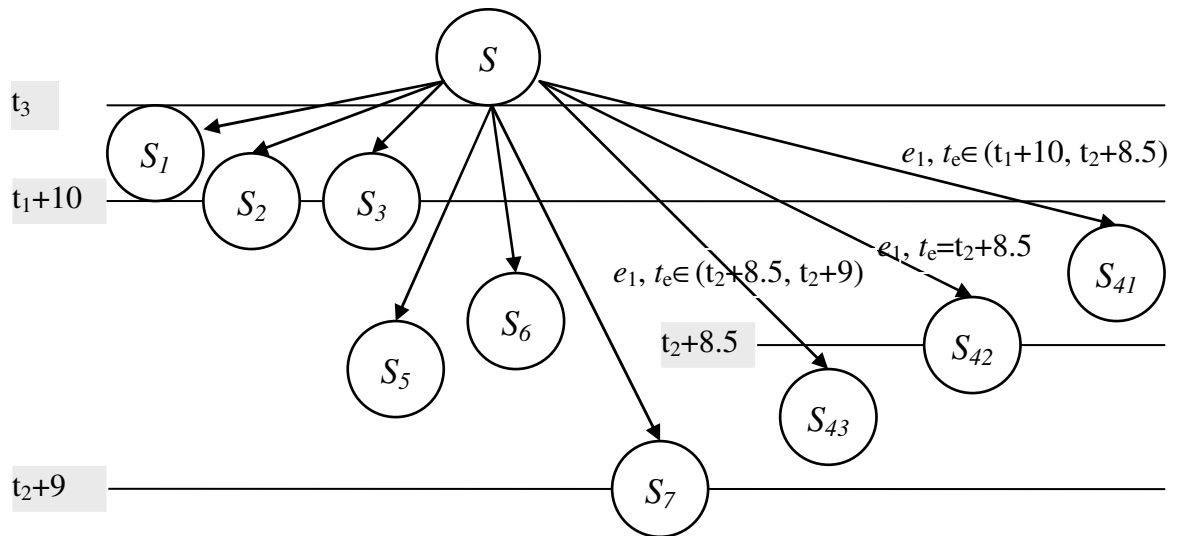
38 pav. Kito įvykio įvykimo atvejai

Todėl norint užtikrinti, kad elgsenos įvykių įvykimo momentų intervalai nesikirstų, reikia fiksuoti perėjimų intervalą $(t_1 + 10, t_2 + 8.5)$ ir aibę R papildyti sąlyga, kad $t_e + 0.5 < t_2 + 9$. Kitu atveju kai perėjimas įvyksta $t_2 + 8.5$ laiko momentu ir aibė R papildoma sąlyga t_e

$+ 0.5 = t_2 + 9$. Trečiu atveju kai perėjimas įvyksta intervale $(t_2 + 8.5, t_2 + 9)$ ir aibė R papildoma sąlyga $t_e + 0.5 > t_2 + 9$.

Reikia atkreipti dėmesį, kad pirmuoju atveju perėjimas galimas intervale $(t_1 + 10, t_2 + 8.5)$, nes mūsų nagrinėjamame intervale gali įvykti operacija O_4 . Antru atveju, kai perėjimas įvyksta $t_2 + 8.5$ laiko momentu, operacijos O_4 pabaigos laiko intervalo pradžia sutampa su mūsų nagrinėjamo intervalo pabaiga.

Galutinis perėjimų rezultatas pateikiamas 39 pav.



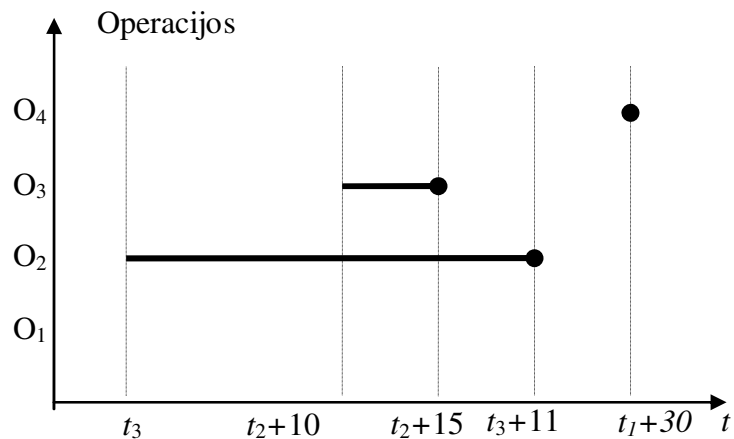
39 pav. Galutinis perėjimo iš S būsenos rezultatas

2 pavyzdys. Nagrinėsime būseną, kai $t > t_3$:

$$s(t) = (v(t); \emptyset, (t_3, t_3 + 11], (t_2 + 10, t_2 + 15], [t_1 + 30, t_1 + 30]; R)$$

$$R = \{t_0 + 3 < t_1 < t_0 + 5, t_1 + 1 \leq t_2 < t_1 + 6, t_2 + 1 < t_3 \leq t_2 + 8\}$$

Operacijų pabaigos laiko momentų aibės yra pateiktos 40 pav.



40 pav. Operacijų pabaigos laiko momentų aibės

1) Sudarant pasiekiamų būsenų grafą pirmame žingsnyje reikia nustatyti kada vėliausiai gali įvykti sekantis įvykis (3 teiginys), t.y. randame β , $\beta = \min(t_2 + 15, t_3 + 11, t_1 + 21)$.

Reikia palyginti ar $t_2 + 15 < t_3 + 11$, t.y. ar $t_3 > t_2 + 4$. Iš R aibės žinome, kad $t_2 + 1 < t_3 \leq t_2 + 8$, taigi vienareikšmiškai negalime pasakyti ar $t_3 > t_2 + 4$. Išskiriame tris atvejus: a) kai $t_2 + 1 < t_3 < t_2 + 4$, tada $t_2 + 15 > t_3 + 11$, b) kai $t_3 = t_2 + 4$, tada $t_2 + 15 = t_3 + 11$, c) kai $t_2 + 4 < t_3 \leq t_2 + 8$, tada $t_2 + 15 < t_3 + 11$. Toliau palyginsime ar $t_2 + 15 < t_1 + 30$, t.y. ar $t_2 < t_1 + 15$. Iš R aibės žinome, kad $t_2 < t_1 + 6$, taigi aišku, kad $t_2 + 15 < t_1 + 30$. Belieka patikrinti ar $t_3 + 11 < t_1 + 30$, t.y. ar $t_3 < t_1 + 19$. Iš R aibės žinome, kad $\begin{cases} t_3 \leq t_2 + 8 \\ t_2 < t_1 + 6 \end{cases} \Rightarrow t_3 < t_1 + 14$, taigi aišku, kad $t_3 + 11 < t_1 + 30$. Vadinasi a) $\beta = t_3 + 11$, kai $t_2 + 1 < t_3 < t_2 + 4$, b) $\beta = t_3 + 11 = t_2 + 15$, kai $t_3 = t_2 + 4$ ir c) $\beta = t_2 + 15$, kai $t_2 + 4 < t_3 \leq t_2 + 8$.

Toliau nagrinėsime tik b atvejį, kai $t_3 = t_2 + 4$ ir $\beta = t_3 + 11 = t_2 + 15$. Taigi R aibę papildome lygybe $t_3 = t_2 + 4$, t.y. $R = R \cup \{t_3 = t_2 + 4\}$.

2) Rasime aibę O aktyvių operacijų, kurios gali baigtis pirmosios ir kartu randame aibę M (2 išvada ir 3 išvada).

1 dalyje parodėme, kad $t_3 + 11 < t_1 + 30$, ir kadangi $\beta = t_3 + 11$, tai $\beta < t_1 + 30$, vadinasi operacija O_4 negali baigtis pirmoji. $\beta = t_3 + 11 = t_2 + 15$, taigi $t_3 < \beta$ ir $t_2 + 10 < \beta$, vadinasi operacijos O_2 ir O_3 gali baigtis pirmosios. Taigi $O = \{O_2, O_3\}$, $M = \{t_3, t_2 + 10\}$.

3) Aibės M elementus surūšiuosime didėjimo tvarka remdamiesi R aibės nelygybėmis.

$t_3 < t_2 + 10$, nes iš R žinome, kad $t_3 \leq t_2 + 8$. Taigi $\alpha_1^* = t_3$, $\alpha_2^* = t_2 + 10$, $\alpha_3^* = \beta = t_3 + 11 = t_2 + 15$.

4) Rasime I_i^* intervalus aprašytus 5 teiginyje.

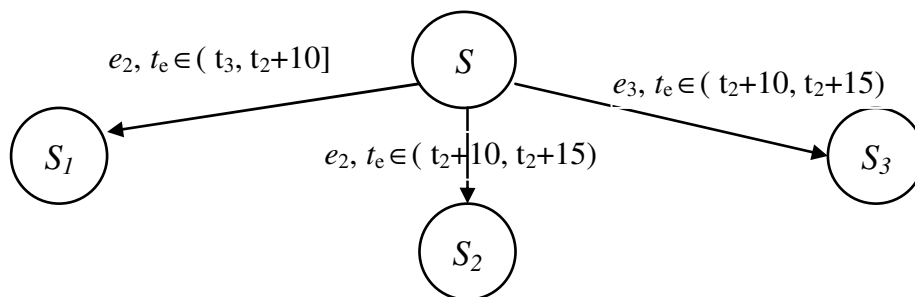
$\alpha' = \emptyset$. $k_1 = \#M = 2$, $k_2 = \#\alpha' = 0$, taigi $k = k_1 + k_2 = 2$ ir $i = \overline{1}, k = \overline{1, 2}$.

$$I_1^* = (\alpha_1^*, \alpha_2^*] = (t_3, t_2 + 10],$$

$$I_2^* = (\alpha_2^*, \alpha_3^*) = (t_2 + 10, t_2 + 15).$$

5) Intervale $I_1^* = (t_3, t_2 + 10]$ gali baigtis ir generuoti įvykį e_2 tik operacija O_2 . Intervale $I_2^* = (t_2 + 10, t_2 + 15)$ gali baigtis ir generuoti įvykius e_2 ir e_3 tik operacijos, atitinkamai, O_2 ir O_3 .

Kaip matome šiuo atveju reikia išskirti tris situacijas, t.y. poras, koks įvykis kokiame intervale gali įvykti: $e_2(t_3, t_2 + 10]$, $e_2(t_2 + 10, t_2 + 15)$, $e_3(t_2 + 10, t_2 + 15)$. Ši sistema pavaizduota 41 pav.



41 pav. Galimi perėjimai iš būsenos S

Toliau nagrinėjame būseną S_3 , kuri susijusi su įvykiu e_3 intervale $(t_2 + 10, t_2 + 15)$.

Tarkime, kad perėjimo operatorius $H(e_3)$ yra toks:

$$H(e_3) : \omega(e_1, t) = t + \xi(t), \text{ čia } \xi(t) - \text{ valdanti seka, } 12 \leq \xi(t) \leq 12.$$

Būsena S_3 , kai $t > t_e$ įgyja pavidalą

$$S_3(t) = (\mathcal{V}(t); [t_e + 12, t_e + 12], (t_e, t_3 + 11], \emptyset, [t_1 + 30, t_1 + 30]),$$

nes diskretinės dalies operatorius nekeičia, o atsiranda nauja aktyvi operacija O_1 .

Likusių aktyvių operacijų pabaigos momentas negali būti ankstesnis, nei įvykis laiko momentu t_e , taigi antroji operacija gali baigtis intervale $(t_e, t_3 + 11]$.

Ar ši galimybė yra, galima patikrinti įvertinant atstumus tarp momentų $t_2 + 10$ ir $t_2 + 15$, jei šis skirtumas visada bus mažesnis nei 12, tai naujų operacijų pabaigos momentai nepateks į nagrinėjamą intervalą. Priešingu atveju reikės padalinti nagrinėjamą intervalą į tris.

Nagrinėjant, ar $t_2 + 15 - (t_2 + 10) > 12$ gaunama, kad $5 > 12$. Ši nelygybė neteisinga, vadinasi neegzistuoja galimybė, kad naujas įvykis pateks į nagrinėjamą intervalą.

Kadangi naujai iššaukta operacija O_1 yra taškinė, ir sistemoje egzistuoja kita taškinė operacija O_4 , tai reikia patikrinti ar yra galimybė, kad tų operacijų pabaigos

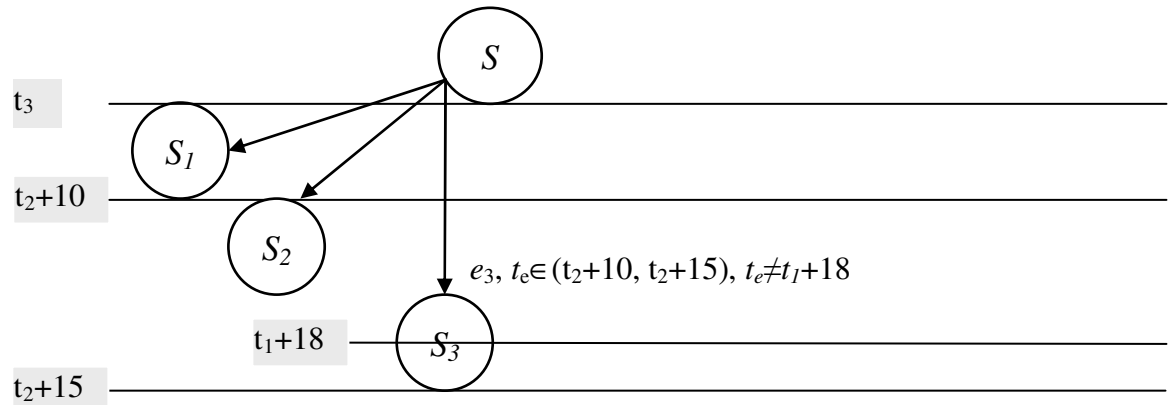
intervalai sutampa, t.y. $t_e + 12 = t_1 + 30$. Iš R aibės žinome, kad

$$\begin{cases} t_2 + 10 < t_e < t_2 + 15 \\ t_1 + 1 \leq t_2 < t_1 + 6 \end{cases} \Rightarrow t_1 + 11 < t_e < t_1 + 21 \Rightarrow t_1 + 23 < t_e + 12 < t_1 + 33, \text{ vadinasi tokia}$$

galimybė yra.

Taigi fiksuojame perėjimų intervalą $(t_2 + 10, t_2 + 15)$ ir aibę R papildome sąlyga, kad $t_e \neq t_1 + 18$.

Galutinis perėjimų rezultatas pateikiamas 39 pav.



42 pav. Galutinis perėjimo iš S būsenos rezultatas

DARBO REZULTATAI IR IŠVADOS

Išanalizuotas sistemos funkcionavimas, kai operacijų pabaigos intervalai apriboti bet kokio tipo intervalais (griežtais, negriežtais, griežtais iš kairės arba dešinės).

Pakeisti ir papildyti teiginiai apie sistemos funkcionavimą pagal atliktą operacijų pabaigos intervalų analizę.

Suformuluotas pasiekiamų būsenų medžio generavimo algoritmas, leidžiantis surasti sistemos, aprašytos agregatiniu metodu, būsenų perėjimų sistemą, kai operacijų įvykimo trukmės yra užduodamos bet kokio tipo intervalais (griežtais, negriežtais, griežtais iš kairės arba dešinės).

Sudaryta metodika gali būti taikoma realiojo laiko sistemų veiksėnos analizės programinių priemonių sudarymui.

Sukurtus algoritmus galima pritaikyti realiojo laiko sistemų analizei, kai yra naudojami kito tipo modeliai (pvz. laiko automatai, laiko Petri tinklai, Q-modeliai ir panašiai).

LITERATŪRA

- 1 RODD, M. G.; MOTUS, L. *Timing analysis of real - time software*. 1994.
- 2 LAMPORT, L.; LYNCH, N. *Distributed computing: modes and methods. Handbook of theoretical computer science*. 1990.
- 3 ALUR, R.; HENZINGER, T. A. *A Really Temporal Logic. Symposium on Foundations of Computer Science*. 1989, p. 164 – 169.
- 4 SCHNEIDER S. *Timed CSP: Theory and Practice*. – G. 1992. p. 640 – 675
- 5 MAKACKAS, D.; LEONAVIČIŪTĖ, U.; ir KUPRYS, M. *Pasiekiamų būsenų grafo viršūnių skaičiavimo principai ir dėsniai*// Informacinės technologijos – 2002, Konferencijos pranešimų medžiaga [Kaunas, 2002 m. sausio 29,30 d.]. Kaunas, 2002, p. 240 – 246.
- 6 MAKACKAS, D. *Agregatinio metodo taikymas realiojo laiko sistemų funkcionavimo charakteristikoms įvertinti*// Disertacijos darbas. Kaunas, 2003.
- 7 PRANEVIČIUS, H.; MAKACKAS, D. *Laikinis pasiekiamų būsenų grafas alternuojančio bito protokolo agregatiniai specifikacijai*// Informacinės technologijos'98: konferencijos pranešimų medžiaga. Kaunas, 1997. p. 291 – 293.
- 8 MAKACKAS D. *Laikinio pasiekiamų būsenų grafo sudarymas*// Informacinės technologijos ir universitetinės studijos: konferencijos pranešimų medžiaga. Kaunas, 1998. p. 91 – 94.
- 9 LEONAVIČIŪTĖ, Ū. *Agregatinių specifikacijų analizė pasiekiamų būsenų metodu*: magistro darbas. Kauno Technologijos Universitetas. Kaunas, 2003.
- 10 MILINIS, T. *Realiojo laiko sistemų veiksenos įvertinimas*: magistro darbas. Kauno Technologijos Universitetas. Kaunas, 2006.
- 11 PRANEVIČIUS, H.; PILKAUSKAS, V.; ir CHMIELIAUSKAS A. *Aggregate approach for specification and analysis of computer network protocols*. Kaunas, 1994. 152 p. ISBN 9986-13-019-0.
- 12 BUSLENKO, N.; KOVALENKO I. *Lectures on Complex Systems Theory*. Moscow, 1973.
- 13 PILKAUSKAS, V.; CHMIELIAUSKAS, A. *Automatized system or validation and simulation of computer network protocols PRANAS – 2*. Kaunas, 1991.
- 14 SINTONEN, L.; PRANEVIČIUS, H. *Simulation of high – speed ring access with slot reuse*. Informacinės technologijos '97. Konferencijos pranešimų medžiaga. Kaunas, 1997. p. 237 – 244.

“Simulation by all system's behaviour trajectories”

SANTRAUKA ANGLŲ KALBA (SUMMARY)

Complexity and variety of systems that are working in real time mode need to be specified regarding all behavior conditions. The correctness of the specification, determines whether implemented system will supply conditions that were set. To ensure that specification of the described real-time system is correct, we have to do verification and validation of the specification.

Traditional verification methods do not assure full real time system inspection. The main drawback, talking about them, is impossibility of system evaluation according time.

In past few years, new methods were implemented, whereat real time system events befall in time interval. In this paper, these methods were improved to fully specify real time systems behaviour. Reachable states graph and its generating algorithms are described here, wherein real time system events befall in any type of time interval – inclusive, exclusive in left, right or both sides.