

ՀՀ ԳԱԱ ԻՆՖՈՐՄԱՏԻԿԱՅԻ ԵՎ ԱՎՏՈՄԱՏԱՑՄԱՆ ՊՐՈՖԼԵՄՆԵՐԻ
ԻՆՍՏԻՏՈՒՏ

Վարոյան Աննա Սերգեյի

Փոփոխությունների ֆորմալ վերիֆիկացիա բիզնես պրոցեսների շաբլոնների
համար

Ե.13.04 «Հաշվողական մեքենաների, համալիրների, համակարգերի և ցանցերի
մաթեմատիկական և ծրագրային ապահովում» մասնագիտությամբ
ֆիզիկամաթեմատիկական գիտությունների թեկնածուի գիտական աստիճանի
հայցման ատենախոսության

Սեղմագիր

Երևան – 2011

ИНСТИТУТ ПРОБЛЕМ ИНФОРМАТИКИ И
АВТОМАТИЗАЦИИ НАН РА

Варосян Анна Сергеевна

Формальная верификация изменений в шаблонах бизнес процессов

Автореферат

диссертации на соискание ученой степени кандидата физико-математических наук
по специальности 05.13.04 – “Математическое и программное обеспечение
вычислительных машин, комплексов, систем и сетей”

Ереван – 2011

Ատենախոսության թեման հաստատվել է Երևանի պետական համալսարանում:

Գիտական ղեկավար՝ ՀՀ ԳԱԱ ակադեմիկոս, ֆ.մ.գ.դ.,
պրոֆեսոր Ս.Կ. Շուքուրյան

Պաշտոնական ընդդիմախոսներ՝ ֆ.մ.գ.դ., պրոֆեսոր Է.Մ.Պողոսյան
ֆ.մ.գ.թ. Ա.Մ.Վասիլյան

Առաջատար կազմակերպություն՝ Հայ-Ռուսական (Սլավոնական) Համալսարան

Պաշտպանությունը կայանալու 16⁰⁰-ին, ՀՀ ԳԱԱ
Ինֆորմատիկայի և ավտոմատացման պրոբլեմների ինստիտուտում գործող 037
մաստագիտական խորհրդի նիստում (հասցե՝ Երևան, 0014, Պ. Սևակի փ. 1):

Ատանախոսությանը կարելի է ծանոթանալ ՀՀ ԳԱԱ ԻԱՊԻ-ի գրադարանում:

Սեղմագիրն առաքված է

037 մասնագիտական խորհրդի
գիտական քարտուղար, ֆ.մ.գ.դ., Մ.Ե. Հարությունյան

Тема диссертации утверждена в Ереванском государственном университете

Научный руководитель: академик НАН РА, д.ф.м.н.,
профессор С.К. Шукурян

Официальные оппоненты: д.ф.м.н, профессор Э.М.Погосян
к.ф.м.н А.М.Василян

Ведущая организация: Российско-Армянский (Славянский) университет

Защита состоится 1-го июля 2011г., в 16⁰⁰ ч., на заседании специализированного совета 037
в Институте проблем информатики и автоматизации НАН РА (адрес: Ереван 0014, ул. П.
Севака, 1).

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке ИПИА НАН РА.

Автореферат разослан 1-го июня 2011г.

Ученый секретарь специализированного
совета 037, д.ф.м.н., профессор

М.Е. Арутюнян

Աշխատանքի ընդհանուր բնութագիրը Թեմայի արդիականությունը

Բիզնես պրոցեսները (ԲՊ) հանդիսանում են տարբեր տեսակի աշխատանքների հոսքերի(workflow) վարքի նկարագրման և իրականացման կարևոր բաղկացուցիչ մասը: Մինևույն ժամանակ աշխատանքային գործընթացի օրեցօր աճող բարդությունը հանգեցնում է բիզնես պրոցեսների խրթին կառուցվածքին, ինչի արդյունքում նրանց նախագծումն ու ստուգումը դառնում է ժամանակատար և դժվար: Այդ իսկ պատճառով նախընտրելի պրոցեսների բազմության որոշման հարցում կազմակերպությունները գերադասում են օգտվել գործնականում լավագույնը ճանաչված (best practice) պրոցեսների հայտնի գրադարաններից¹: Գրադարանների տրամադրած բիզնես պրոցեսների շաբլոնները հանդիսանում են նախատիպ՝ պահանջվող պրոցեսի կառուցման համար: Զուգահեռներ անցկացնելով օբյեկտակոդմնորոշված ծրագրավորման տերմինների հետ², կանվանենք բիզնես պրոցեսներ ծնող կադապարը՝ բիզնես պրոցեսների նախագծման շաբլոն, բիզնես պրոցեսների դասի կոնկրետ օրինակը՝ բիզնես պրոցեսի նմուշ:

Բիզնես պրոցեսների նախագծման շաբլոնները (ԲՊՆՇ) լայնորեն օգտագործվում են անհրաժեշտ բիզնես պրոցեսներ կառուցելու համար՝ նախօրոք ենթարկվելով ձևփոխությունների: Այդ աշխատանքների ծավալը գրականության տվյալներով բավականաչափ մեծ է³ և թանկ⁴: Այդ իսկ պատճառով առաջնային է դառնում նախագծման շաբլոնների փոփոխությունների արդյունքում ստացված պրոցեսների ճշտության ստուգումը: Սովորաբար փոփոխությունների լինում են երկու տեսակի՝ կառուցվածքային և ֆունկցիոնալ⁵:

Հայտնի են պրոցեսների ստուգման ֆունկցիոնալ և կառուցվածքային վերիֆիկացիայի եղանակները: Այն դեպքերում, երբ պրոցեսում կատարվող փոփոխությունները առնչվում են միայն պրոցեսի կառուցվածքին, պրոցեսների վերիֆիկացիան կոչվում է կառուցվածքային վերիֆիկացիա⁶: Կառուցվածքային վերիֆիկացիան նախատեսված է ստուգելու համար պրոցեսի կառուցվածքային առանձնահատկությունները, ինչպիսիք են՝ ցիկլերի առկայություն, գրաֆիկապակցվածություն, ազատ մուտքերի առկայություն և այլն: Ի տարբերություն կառուցվածքային վերիֆիկացիայի, պրոցեսի ֆունկցիոնալ վերիֆիկացիան⁷

¹Introducing the IBM Process Reference Model for IT, Second Edition,IBM, January 2007

²Schach, Stephen (2006). Object-Oriented and Classical Software Engineering, Seventh Edition. McGraw-Hill. ISBN 0-073-19126-4.

³The Infrastructure Optimization Journey, Microsoft Corporation, 2008

⁴C. Aileen, T. Wui-Gee, T. Mark, 2006, "Summary of ITIL Adoption Survey Responses. Technical Report", itSMF Australia Conference, Toowoomba, Australia

⁵B. A. Rajabi, S. P. Lee "Modeling and Analysis of Change Management in Dynamic Business Process, IJCEE Journal, Vol. 2, No. 1, February, 2010 1793-8163

⁶F. Touré, K. Baïna, K. Benali; "An Efficient Algorithm for Workflow Graph Structural Verification", LNCS Springer Berlin / Heidelberg, 2008

⁷Andreas Meyer; "Principles of Functional Verification", Newnes; 1 edition, 2003

նախատեսված է ստուգելու պրոցեսի վարքագծային/ֆունկցիոնալ ճշտությունը, ինչը իր հերթին բերում է մի շարք այլ խնդիրների հետազոտմանը, ինչպես օրինակ՝ ինֆորմացիոն հոսքի գրաֆի վերլուծությանը: Ֆունկցիոնալ վերիֆիկացիայի հայտնի եղականներն են ֆորմալ վերիֆիկացիան և սիմուլյացիան⁷: Ֆունկցիոնալ վերիֆիկացիայի համար կիրառվող ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը ընդհանուր առմամբ անլուծելի է⁸: Մյուս կողմից սիմուլյացիայի մեթոդը ենթադրում է դեպքերի հատարկում, որը, որպես օրենք, ունի աստիճանային(exponential) բարդություն: Հետևաբար, հետաքրքրություն են ներկայացնում ֆորմալ վերիֆիկացիայի այն մեթոդները, որոնք ունեն բազմանդամային բարդություն և առավել արդյունավետ են, քան՝ սիմուլյացիան: Այդպիսի արդյունավետ մեթոդների որոնումը կարևոր է նաև ԲՊՆԵ-ների փոփոխությունների ստուգման համար՝ հաշվի առնելով այդ շարքումների գրադարանների ծավալը և շաբլոնից ստացվող առանձին պրոցեսների քանակը:

Նշենք, որ պրոցեսի նկատմամբ կատարվող փոփոխությունները կարող են լինել երկու տիպի՝ լոկալ և գլոբալ⁹: Լոկալ փոփոխությունները վերաբերվում են տվյալ պրոցեսի նմուշին, իսկ գլոբալ փոփոխությունները՝ բուն պրոցեսի շաբլոնին: ԲՊՆԵ-ների նկատմամբ կատարվող փոփոխությունները գլոբալ են, քանի որ վերաբերվում են շաբլոնին և ոչ թե՝ պրոցեսի նմուշին: Մյուս կողմից ԲՊՆԵ-երում նկարագրվում է պրոցեսի կատարման տրամաբանությունը և որոշ ֆունկցիաներ չեն կարող հստակեցվել մինչև պրոցեսի նմուշ դառնալը¹⁰: Հետևաբար, ֆորմալ վերիֆիկացիայից առաջ անհրաժեշտ է մաթեմատիկորեն մոդելավորել ԲՊՆԵ դասը և հստակեցնել բոլոր ֆունկցիաները՝ շաբլոնի շրջանակներում: Ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը լուծելով այդ դասի համար, կլուծենք այն նաև վերը նկարագրված բիզնես պրոցեսների գրադարանների համար:

Աշխատանքի նպատակն ու խնդիրները

Աշխատանքի նպատակն է.

- կառուցել ֆորմալ մոդել ԲՊՆԵ դասի համար, որը փակում է հայտնի նախագծման շաբլոնների գրադարանները, ինչպիսիք են՝ ITIL, PRM-IT, ITSM, MOF գրադարանները,
- ձևակերպել ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը ԲՊՆԵ փոփոխությունների ստուգման համար,
- հետազոտել ֆորմալ վերիֆիկացիայի արդյունավետ ալգորիթմի գոյությունը նշված դասի համար,

⁸ Nachum Dershowitz, Zohar Manna , "Verification: theory and practice : essays delivered to Zohar Manna on the occasion of his 64th birthday", Springer, 2004, ISBN 3540210024, 9783540210023

⁹ I. Weber, J. Hoffmann, J. Mendling "Beyond soundness: on the verification of semantic business process models", Distributed and Parallel Databases ,Volume 27, Number 3, 271-343,

¹⁰ Johnson,M.W.; A.Hately; B.A. Miller; and R. Orr. 2007. "Evolving standards for IT service management". IBM SYSTEMS JOURNAL, VOL 46, NO 3 (2007)

- գոյության դեպքում դիտարկել ալգորիթմի ընդլայնման հնարավորությունները բոլոր տիպի բիզնես պրոցեսների համար,
- կատարել փորձարկումներ, որոնք կճշտեն առաջարկված մոտեցման կիրառման ոլորտը և կհաստատեն այդ մոտեցման արդյունավետությունը:

Հետազոտման օբյեկտներ են հանդիսանում բիզնես պրոցեսների նախագծման շաբլոնների ֆորմալ ներկայացման տարրերը՝ օպերատորներ, տվյալների կոնտեյներներ և այլն, ինչպես նաև՝ վերիֆիկացիայի հետ կապված այնպիսի հասկացողություններ, ինչպիսիք են՝ պրոցեսի վիճակ, պրոցեսի ինվարիանտ և այլն:

Հետազոտման մեթոդները

Աշխատանքում օգտագործված են ֆորմալ վերիֆիկացիայի, գրաֆների մետոթյան և մաթեմատիկական տրամաբանության մեթոդներ:

Արդյունքների գիտական նորույթը

Աշխատանքի գիտական նորույթ է համարվում հետևյալը.

- Կառուցվել է ֆորմալ մոդել ԲՊՆՇ դասի համար՝ առաջարկված տարրական պրոցեսների (պրիմիտիվների) և պրոցեսների կառուցման գործողությունների հիման վրա, որոնց միջոցով կառուցվել է պրոցեսների ԲՊՆՇ հանրահաշիվ:
- Ցույց է տրվել, որ այն ծածկում է ITIL, PRM-IT, ITSM, MOF գրադարաններում ընդգրկված բիզնես պրոցեսների նախագծման շաբլոնները:
- Ձևակերպվել է ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը ԲՊՆՇ դասի փոփոխությունների ստուգման համար:
- Ցույց է տրվել, որ ցիկլիկ ԲՊՆՇ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը բազմանդամային ալգորիթմով բերվում է ալգիլիկ ԲՊՆՇ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրին:
- Առաջարկվել է պրոցեսների վիճակների շաբլոնների(ՊՎՃ) հանրահաշիվ:
- Ցույց է տրվել, որ ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը լուծելի է ալգիլիկ ԲՊՆՇ - ների համար բազմանդամային ալգորիթմով՝ օգտագործելով ՊՎՃ հանրահաշիվը,
- ԲՊՆՇ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի ալգորիթմի հիման վրա կառուցվել է մասնակի ճանաչող բազմանդամային ալգորիթմ՝ IBM's MQSeries Workflow¹¹ ֆորմալ մոդելի վրա հիմնված բոլոր տիպի բիզնես պրոցեսների համար:

Ստացված արդյունքների կիրառական նշանակությունը

Իրականացված է նախագծման շաբլոնների վրա հիմնված բիզնես պրոցեսների մշակման գործիքային միջավայր, որը ներառում է շաբլոնների վրա հիմնված

¹¹ F., Roller, D. Leymann "Production Workflow: Concepts and Techniques" Prentice Hall Press, 2000

պրոցեսների մշակման բոլոր փուլերը: Այս գործիքային միջավայրի օգնությամբ հնարավոր է ստեղծել կազմակերպության սեփական պահանջներին համապատասխանող կոռեկտ պրոցեսների գրադարան: Ունենալով կոռեկտ մշակման շարժումներ, շարժումում փոփոխություններ կատարելու հնարավորություն և ստուգելով ստացված պրոցեսի ճշտությունը՝ կազմակերպությունը ձևավորում է կոռեկտ պրոցեսների սեփական գրադարանը:

Ներդրումներ

Աշխատանքի արդյունքների գործնական օգտագործումը և նրանց արժեքը արտացոլված են

1. ISTC A-1451 գրանտի կատարման հաշվետվություններում:

2. «Վիրաժ Լոջիք Հայաստանյան մասնաճյուղ» ընկերությունում ներդրման համապատասխան արձանագրությունում:

Պաշտպանությանը ներկայացվում են հետևյալ դրույթները

- ԲՊՆԸ դասի ֆորմալ մոդելը՝ առաջարկված տարրական պրոցեսների (պրիմիտիվների) և պրոցեսների կառուցման գործողությունների հիման վրա, որոնց միջոցով կառուցվում է պրոցեսների ԲՊՆԸ հանրահաշիվ,
- Ցիկլիկ ԲՊՆԸ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի բերելիությունը ացիկլիկ ԲՊՆԸ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրին՝ բազմանդամային ալգորիթմով,
- Ացիկլիկ ԲՊՆԸ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի լուծելիությունը՝ բազմանդամային ալգորիթմով,
- ԲՊՆԸ դասի պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի ալգորիթմի ընդլայնումը բոլոր տիպի բիզնես պրոցեսների համար՝ որպես մասնակի ճանաչող ալգորիթմ,
- Մշակված գործիքային միջավայրերը, որոնք իրականացրել են նշված մոտեցումը և հաստատել են մոտեցման կենսունակությունը

Ստացված արդյունքների ապրոքացիան

Թեկնածուական աշխատանքի հիմնական արդյունքները և դրույթները քննարկվել և ներկայացվել են ԵՊՀ ալգորիթմական լեզուների ամբիոնի սեմինարների ընթացքում (2001-2006թթ.), ԵՊՀ ՏՏ կրթական և հետազոտական կենտրոնի ընդհանուր սեմինարների ընթացքում (2007-2010թթ.), ՀՀ ԳԱԱ Ինֆորմատիկայի և ավտոմատացման պրոբլեմների ինստիտուտի ընդհանուր սեմինարին (2010թ.) Մոդելավորման և սիմուլյացիայի տեխնոլոգիաների եվրոպական միության(EUROSIS) Ապագայի բիզնես տեխնոլոգիաների միջազգային կոնֆերանսին 2008թ.(FUBUTEC' 2008, Պորտո, Պորտուգալիա) և 2009թ. (FUBUTEC' 2009, Բրյուզել, Բելգիա), Բաշխված հաշվարկները և GRID տեխնոլոգիաները կրթության և գիտության մեջ միջազգային կոնֆերանսին GRID' 2008 (Դուբնա, Ռուսաստանի Դաշնություն), Մոդելավորման և սիմուլյացիայի տեխնոլոգիաների միջազգային միության(SCS) Բիզնեսի և արտադրության սիմուլյացիայի միջազգային կոնֆերանսին 2009թ. (BIS' 2009, Ման

Դիեգո, ԱՄՆ) և 2010թ. (BIS' 2010, Օռլանդո, ԱՄՆ), Կոմպյուտերային գիտություն և ինֆորմացիոն տեխնոլոգիաներ կոնֆերանսին CSIT'2009(Երևան, Հայաստան):

Աշխատանքի հիմնական արդյունքները հրատարակված են 7 հոդվածներում, որոնց ցանկը բերված է սեղմագրի վերջում:

Աշխատանքի կառուցվածքն ու ծավալը

Ստենախոսությունը բաղկացած է առաջաբանից, հինգ գլուխներից և օգտագործված գրականության ցանկից: Աշխատանքի ծավալը 124 էջ է, օգտագործված գրականության ցանկն ընդգրկում է 69 անուն:

Աշխատանքի բովանդակությունը

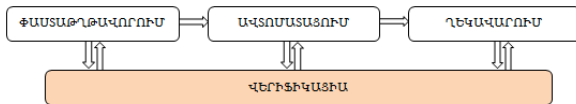
Առաջաբանում հիմնավորված է արդիականությունը, ձևակերպված է աշխատանքի նպատակը: Բերված է աշխատանքի համառոտ նկարագրությունն ըստ գլուխների:

Առաջին գլխում կատարված է աշխատանքների վերլուծություն բիզնես պրոցեսների նախագծման շարժումների հայտնի գրադարանների վերաբերյալ: Հիմնավորված է պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի կարևորությունը:

§1.1 – ում նկարագրված են բիզնես պրոցեսների հիմնական տեսակները և նրանց դերը կազմակերպության կենսացիկլում:

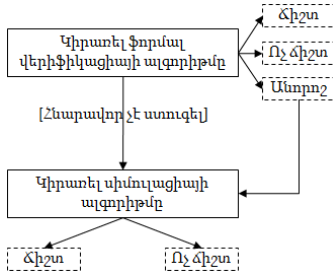
§1.2 - ում դիտարկված է SS ղեկավարման պրոցեսներին-կողմնորոշված մոտեցումը և գոյություն ունեցող SS ծառայությունների ղեկավարման պրոցեսների ստանդարտ գրադարանները՝ ITIL/ISO20000 best practice (BP), IBM Process Reference Model for IT (PRM-IT) և Microsoft Operations Framework (MOF):

§1.3 - ում դիտարկված է բիզնես պրոցեսների մշակման և վերիֆիկացիայի խնդիրները: Նկարագրված է բիզնես պրոցեսների ղեկավարման կենսացիկլը(Նկար 1):



Նկար 1: Վերիֆիկացիան ԲՊ ղեկավարման կենսացիկլում

Պրոցեսների մշակումը կատարվում է, հիմնականում, նախագծման շարժումների գրադարանների հիման վրա: Հետևաբար, այս եղանակով աշխատելիս առաջնային է դառնում շարժումների փոփոխությունների արդյունքում ստացված պրոցեսների վերիֆիկացիան(Նկար 1): Պրոցեսի ֆունկցիոնալ վերիֆիկացիան նախատեսված է ստուգելու համար պրոցեսի վարքագծային/ֆունկցիոնալ ճշտությունը, որը կարող է կատարվել ֆորմալ վերիֆիկացիայի կամ սիմուլացիայի միջոցով(Նկար 2): Աշխատանքում առաջարկվում է բիզնես պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի մոտեցումը և ցույց է տրվում, որ ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը լուծելի է ԲՊՆՇ դասի համար, որը փակում է ԲՊՆՇ հայտնի գրադարանները: Այլ կերպ ասած, այդ պրոցեսների համար անհրաժեշտություն չի առաջանում կիրառել սիմուլացիա:



Նկար 2: Բիզնես պրոցեսների ֆունկցիոնալ վերիֆիկացիայի մոտեցումը

Երկրորդ գլխում նկարագրված է ացիկլիկ բիզնես պրոցեսների ֆորմալ մոդելը: Ձևակերպված է ֆորմալ մոդելի ընդլայնումը ցիկլի պրոցեսների համար: Սահմանված է բիզնես պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիան և ձևակերպված է խնդրի դրվածքը:

§2.1 - ում նկարագրվում է IBM's MQSeries Workflow ացիկլիկ բիզնես պրոցեսների նկարագրման ֆորմալ մոդելը՝ օգտագործելով հետևյալ նշանակումները.

- եթե $x = \langle x_1, \dots, x_n \rangle$ n -յակ է և $1 \leq i_1, \dots, i_k \leq n$ ինդեքսների բազմություն է, ապա $\pi_{i_1, \dots, i_k}(x)$ -ով նշանակենք $\langle x_{i_1}, \dots, x_{i_k} \rangle$ հավաքածուն:
- X բազմության համար $\wp(X)$ -ով նշ. X -ի բոլոր ենթաբազմությունների բազմությունը:

Սահմանում(ացիկլիկ պրոցես – A-պրոցես)

A-պրոցես հանդիսանում է $P = \langle T, N, C, V, E, \Phi, i, o, \Psi, \Delta \rangle$ n -յակը, որտեղ

1. T -ն, N -ը, C -ն, V -ն, $E \subseteq N \times N \times C$ -ն համապատասխանաբար *տիպերի, օպերատորների, անցման պայմանների, փոփոխականների, ղեկավարման կոնեկտորների* վերջավոր բազմություններ են,
2. $\Phi: N \rightarrow F$ *միակցման պայմանների* արտապատկերում է,
3. $i: N \cup C \rightarrow V$ *մուտքային տվյալների* արտապատկերում է,
4. $o: N \rightarrow V$ *ելքային տվյալների* արտապատկերում է,
5. $\Psi: N \cup C \rightarrow E$
 - a. $A \in N, \Psi(A): x_{v \in i(A)} \text{DOM}(v) \rightarrow x_{v \in o(A)} \text{DOM}(v)$:
 - b. $p \in C, \Psi(p): x_{v \in i(p)} \text{DOM}(v) \rightarrow \{0, 1\}$:
6. $\Delta: N \times (N \cup C) \rightarrow \bigcup_{A \in N, B \in N \cup C} \wp(o(A) \times i(B))$ *տվյալների կոնեկտորների* արտապատկերումն է

Պրոցեսի ամփոփ սահմանումը բերված է ատենախոսության մեջ:

Նշ. $A^{\rightarrow} = \{e \in E \mid \pi_1(e) = A\}$ -ով և $A^{\leftarrow} = \{e \in E \mid \pi_2(e) = A\}$ -ով $A \in N$ գազաթին հաջորդող և նախորդող գազաթիների բազմությունները՝ ըստ ղեկավարման գրաֆի:

§2.2 - ում նկարագրվում է բիզնես պրոցեսների ֆորմալ մոդելի ընդլայնումը ցիկլիկ պրոցեսների համար:

Ճանապարհը օպերատորների և նրանց միացնող ղեկավարման կոնեկտորների $\langle a_1, e_1, \dots, a_{k-1}, e_{k-1}, a_k \rangle$ հաջորդականությունն է, այնպիսին, որ $\pi_1(e_i) = a_i$ & $\pi_2(e_i) = a_{i+1}, 1 \leq i \leq k-1, k > 1$: Նշ. $\text{path}(a_1, a_k) = \{a_1, \dots, a_{k-1}, a_k\}$:
 $\langle a_1, e_1, \dots, a_k, e_k, a_1 \rangle, k > 1$ ճանապարհը կանվանենք *ցիկլ*:

Ω - P-ի բոլոր ցիկլերի բազմությունը, N_C - P-ի բոլոր ցիկլերի մուտքային գագաթների բազմությունը, K_σ - $\sigma \in \Omega$ ցիկլին պատկանող օպերատորների բազմությունը: $\forall A \in N$ գործողության համար $A_\Delta^- = \{D \in N \mid \Delta(A, D) \neq \emptyset\}$:

Ցիկլերի հատուկ սահմանները հետևյալ կերպ. $\sigma_1 \circ \dots \circ \sigma_k \equiv K_{\sigma_1} \cap \dots \cap K_{\sigma_k}$, որտեղ $\sigma_i \in \Omega$, $1 < i \leq k \leq |N_C|$:

a_1 միակ մուտքային գագաթով $\sigma \in \Omega$ ցիկլը կոչվում է *լոկալիզացված ցիկլ*, եթե $\forall \lambda \in \Omega$, $\lambda \neq \sigma$, $\lambda \cap \sigma \subseteq \{a_1\}$: (առաջին անգամ ներմուծվել է Ալենի կողմից՝ ծրագրերի օպտիմիզացիայի խնդրի դիտարկման ժամանակ¹²): Ω . $\sigma \in \Omega$ լոկալիզացված ցիկլի մուտքային գագաթը $h(\sigma) \Rightarrow a_1 \equiv h(\sigma)$:

$\forall A, A' \in N$ օպերատորները կանվանենք *համաձայնեցված օպերատորներ*, եթե $\Delta(A, A') \neq \emptyset \Rightarrow A' \in A^-$:

$b \in N$ *ցիկլի ճյուղավորման օպերատոր* է $\leftrightarrow \exists \sigma \in \Omega$, $e \in E$, $b' \in N \setminus K_\sigma$ ($b \in K_\sigma$, $\pi_1(e) = b$, $\pi_2(e) = b'$): Ω . BR_σ - $\sigma \in \Omega$ ցիկլի ճյուղավորման օպերատորների բազմությունը, իսկ BR - P-ի ճյուղավորման օպերատորների բազմությունը:

Յուրաքանչյուր ճյուղավորման օպերատորի համար կսահմանենք *վիճակի ռեգիստր*, որն ընդունում է հետևյալ արժեքներից մեկը.

1. 0 - ճյուղավորման օպերատորը դեռ չի կատարվել,
2. n; ($n \geq 1$) - ճյուղավորման օպերատորը կատարվել է ճիշտ n անգամ:

Ժամանակակից բիզնես պրոցեսների մոդելավորման լեզուներում ցիկլի պրոցեսի հիմքում ընկած է LOOP կառուցվածքը¹³, որը համապատասխանում է լոկալիզացված ցիկլի գաղափարին¹²: IBM ընկերության կողմից կատարված հետազոտությունները ցույց են տվել, որ ոչ կառուցվածքային ցիկլերը բերվում են լոկալիզացված ցիկլերի¹⁴: Մյուս կողմից ITIL, PRM-IT, ITSM, MOF գրադարանների ուսումնասիրությունները ցույց են տվել, որ նախագծման շաբլոնների ցիկլերը լոկալիզացված են: Հաշվի առնելով այս ամենը, ցիկլիկ պրոցեսը սահմանվում է լոկալիզացված ցիկլերի համար:

Սահմանում (ցիկլիկ պրոցես – C-պրոցես)

W-պրոցեսը կանվանենք ցիկլիկ պրոցես կամ C-պրոցես, եթե

1. $\Omega \neq \emptyset$ և $\forall \sigma \in \Omega$ լոկալիզացված է,
 2. $C^{\leftarrow}(A) := \pi_3(\{e \in E \mid \pi_2(e) = A \ \& \ \exists \sigma \in \Omega (h(\sigma) = A \ \& \ \pi_1(e) \in K_\sigma)\})$ - ներքին միավորման անցման պայմանների բազմությունն է
 3. $C^{\rightarrow}(A) := \pi_3(\{e \in E \mid \pi_2(e) = A \ \& \ ! \exists \sigma \in \Omega (h(\sigma) = A \ \& \ \pi_1(e) \in K_\sigma)\})$ - արտաքին միավորման անցման պայմանների բազմությունն է
 4. $\forall A \in N_C$, $\Phi(A) \in \Phi_A^*$ արտաքին միավորման պայման է, որտեղ $\Phi_A^* := \{ \wedge \quad \vee \quad \text{pi} \mid \text{pi} \in \{p', \sim p' \mid p' \in \{C^{\leftarrow}(A)\}\} \}$
- $1 \leq j \leq k \quad 1 \leq i \leq l_j$

¹² Allen, F.E., Cocke, J., 1976, “A program dataflow analysis procedure”, Communications of the ACM, 19(3):137-147

¹³ Arthur ter Hofstede; Boualem Benatallah; Hye-Young Paik “Business Process Management Workshop”, BPM 2007, Lecture Notes in Computer Science, Vol. 4928, ISBN: 978-3-540-78237-7, 518 p., Australia, September 24, 2007

¹⁴ Koehler, J., Hauser, R., 2004, “Untangling Unstructured Cyclic Flows: A Solution Based on Continuations”, oopIS/DOA/ODBASE (1), pp. 121-138

5. $\forall A \in N_C, \Phi_C(A) \in \Phi_{AC}^*$ ներքին միավորման պայման է, որտեղ
 $\Phi_{AC} := \{ \bigwedge_{1 \leq j \leq k} \bigvee_{1 \leq i \leq l_j} p_i \mid p_i \in \{p', \sim p' \mid p' \in \{C^{C^{\leftarrow}}(A)\}\} \}$:

ԵՆթադրենք, որ $\forall A \notin N_C, \Phi_C(A) = 0$:

6. $\forall A \in N_C$ օպերատորը կարող է կատարվել $\Leftrightarrow (\Phi(A)(i(p_1), \dots, i(p_{n_A})) = 1) \vee (\Phi_C(A)(i(q_1), \dots, i(q_{m_A})) = 1)$, որտեղ $C^{C^{\leftarrow}}(A) = \{p_1, \dots, p_{n_A}\}$, $C^{C^{\leftarrow}}(A) = \{q_1, \dots, q_{m_A}\}$:

7. $\forall \sigma \in \Omega, \forall A \in K_\sigma, A' \in K_\sigma \Rightarrow A \text{ և } A'$ համաձայնեցված օպերատորներ են

Հետագայում բիզնես պրոցես ասելով կհասկանանք A-պրոցեսը կամ C-պրոցեսը: P բիզնես պրոցեսի համար մուտքային և ելքային օպերատորների բազմություններ ասելով կհասկանանք համապատասխանաբար $In(P) = \{A \in N \mid A^{\rightarrow} = \emptyset\}$ և $Out(P) = \{A \in N \mid A^{\leftarrow} = \emptyset\}$ բազմությունները: Պրոցեսը կանվանենք *ավարտված պրոցես*, եթե չկան կատարվող օպերատորներ: Բիզնես պրոցեսների մեկնաբանության ավգորիթմի ֆորմալ նկարագրությունը բերված է ատենախոսության մեջ:

Հայտնի է, որ ացիկլիկ պրոցեսը երաշխավորված ավարտվում է, եթե երաշխավորված ավարտվում է նրա յուրաքանչյուր օպերատորը, իսկ ցիկլիկ պրոցեսը՝ օպերատորի և ցիկլերի երաշխավորված ավարտվելու դեպքում¹⁵:

Այս աշխատանքում չի դիտարկվում բիզնես պրոցեսների ավարտի խնդիրը:

§2.3-ում ձևակերպվում են բիզնես պրոցեսի կոռեկտության գաղափարը և լրացուցիչ սահմանումներ, որոնք անհրաժեշտ են բիզնես պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի ձևակերպման և լուծման համար:

Սահմանում (բիզնես պրոցեսի կոռեկտություն)

Դիցուք P –ն բիզնես պրոցես է, α –ն պրեդիկատ է՝ կախված օպերատորների որոշակի մուտքային փոփոխականներից, իսկ β –ն պրեդիկատ է՝ կախված օպերատորների որոշակի ելքային փոփոխականներից(այսուհետև՝ *էական*): Կանվանենք α -ն և β -ն *նախապայման* և *վերջնապայման*, համապատասխանաբար:

P –ն կոռեկտ է α -ի և β -ի նկատմամբ $\Leftrightarrow [\alpha(P) = 1 \text{ և } P\text{-ն ավարտվում է} \Rightarrow \beta(P) = 1]$

Նշ. $M(P)$ (կրճատ՝ M) – P բիզնես պրոցեսի բոլոր էական փոփոխականների բազմությունը:

Այս գլխում սահմանվում է կամայական P A-պրոցեսի $\Psi(P) : B \rightarrow B$ և $\Psi(P)$ և $2^B \rightarrow 2^B$ արտապատկերումները հաշվարկող ալգորիթմները՝ ենթադրելով, որ կամայական օպերատոր ունի իրեն բնորոշ ունիկալ արտոնություն և որպես հիմք ընդունելով բիզնես պրոցեսի մեկնաբանության ալգորիթմը: Նշված ալգորիթմները օգտագործվում են հետագայում՝ ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի լուծման նպատակով:

Դիցուք P-ն բիզնես պրոցես է և $X \in N \cup C$, $M \subseteq \times_{v \in o(X), X \in N} \text{DOM}(v) : \text{Բիզնես պրոցեսի վիճակ կանվանենք } \times_{Y \in N \cup C} M \text{ States}(Y)$ կորուեծը, որտեղ $\text{States}(X) = \times_{v \in i(X)} \text{DOM}(v)$

¹⁵ W.M.P. van der Aalst, K.M. van Hee, A.H.M. ter Hofstede, N. Sidorova, H.M.W. Verbeek, M. Voorhoeve, and M.T. Wynn. “Soundness of Workflow Nets: Classification, Decidability, and Analysis”. *Formal Aspects of Computing*, 2011

և $States(M) = \times_{v \in M} DOM(v) : \mathcal{L}_2$, $B = \times_{Y \in NUCOM} States(Y)$ P -ի բոլոր վիճակների բազմությունը, իսկ $b(X) - ով՝ b \in B$ վիճակի արտապատկերումը $X \in NUCOM$ -ի համար:

§2.4-ում տրվում է խնդրի դրվածքը: Այն է.

- կառուցել բիզնես պրոցեսների նախագծման շաբլոնները կառուցող ԲՊՆՇ հանրահաշիվ,
- սահմանել ITIL, PRM-IT, ITSM, MOF գրադարանների պրոցեսների տրամաբանությանը համապատասխանող նախապայմաններ և վերջնապայմաններ,
- դիտարկել ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը կառուցված ինվարիանտների նկատմամբ՝ բերելով այն հանրահաշիվի հիմք հանդիսացող տարրական պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրին,
- ընդհանրացնել ԲՊՆՇ ֆորմալ վերիֆիկացիայի ալգորիթմը բոլոր տիպի բիզնես պրոցեսների համար:

Շրջորդ գլխում նկարագրված է բիզնես պրոցեսների նախագծման շաբլոնների(ԲՊՆՇ) դասը և նրան կառուցող հանրահաշիվը: Ցույց է տրվել, որ գոյություն ունի բազիս՝ տարրական պրոցեսներից, և նրանց նկատմամբ կիրառվող գործողություններ, որոնց միջոցով հնարավոր է կառուցել կամայական ԲՊՆՇ: Ցույց է տրվում, որ ցիկլիկ ԲՊՆՇ-ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը բերվում է ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրին:

§3.1-ում նկարագրվում է բիզնես պրոցեսների ԲՊՆՇ հանրահաշիվը:

Սահմանում (պրիմիտիվ)

- *Պարզ պրիմիտիվ* u -ն մի օպերատորից բաղկացած պարզագույն պրոցեսն է: Օրինակ, $\forall a \in N$ հանդիսանում է պարզ պրիմիտիվ, ընդ որում $In(u) = Out(u) = N(u) = \{a\}$
- *Մինխրոնիզացիայի պրիմիտիվ* u -ն հանդիսանում է կոնեկտորների միավորման հանգույցը մոդելավորող պարզագույն պրոցեսը՝
 $a_i \in N, e_j = \langle a_j, a_m, c_j \rangle \in E, c_j \in C; 1 \leq i \leq m, 1 \leq j \leq m-1, m > 2$
 $c_1 = c_2 = \dots = c_{m-1} = 1$, ընդ որում $N(u) = \{a_i | 1 \leq i \leq m\}$, $In(u) = \{a_j | 1 \leq j \leq m-1\}$, $Out(u) = \{a_m\}$
- *Ճյուղավորման պրիմիտիվ* u -ն հանդիսանում է էլքային կոնեկտորների ճյուղավորման հանգույցը մոդելավորող պարզագույն պրոցեսը՝
 $a_i \in N, e_j = \langle a_1, a_{j+1}, c_j \rangle \in E, c_j \in C; 1 \leq i \leq m, 1 \leq j \leq m-1, m > 2$, ընդ որում
 $N(u) = \{a_i | 1 \leq i \leq m\}$, $In(u) = \{a_1\}$, $Out(u) = \{a_j | 2 \leq j \leq m\}$

\mathcal{L}_2 . BU – պրիմիտիվների բազմությունը, AT - ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ների բազմությունը: Կհամարենք, որ $BU \subseteq AT$: $u \in BU$ -ի համար \mathcal{L}_2 . $type(u) = \{պարզ\}$ - պարզ պրիմիտիվի, $type(u) = \{սինխրոնիզացիայի\}$ – սինխրոնիզացիայի պրիմիտիվի և $type(u) = \{ճյուղավորումի\}$ – ճյուղավորման պրիմիտիվի համար:

Սահմանում(կոնկատենացիայի գործողություն)

Դիցուք $P_1 \in AT$ և $P_2 \in AT$, այնպիսին որ $In(P_1) = \{ip_1\}$, $Out(P_1) = \{op_1, \dots, op_{k_1}\}$, $In(P_2) = \{ip'_1\}$, $Out(P_2) = \{op'_1, \dots, op'_{k_2}\}$, $k_1 > 0$, $k_2 > 0$: P_1 -ի և P_2 -ի կոնկատենացիա ըստ $op_k \in Out(P_1)$ և $c \in C(P_1)$ կանվանենք $P' = Concat(P_1, P_2, k, c)$ ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ն, որի համար

$N=N(P_1) \cup N(P_2)$, $C=C(P_1) \cup C(P_2) \cup c$, $E=E(P_1) \cup E(P_2) \cup \langle op_k, ip'_1, c \rangle$,
 $1 \leq k \leq k_1$, $\Delta=\Delta(P_1) \cup \Delta(P_2) \cup \Delta(\langle op_k, ip'_1 \rangle)$, $M=M(P_1) \cup M(P_2)$.

Սահմանում (միավորման գործողություն)

Դիցուք $P \in AT$, $u \in BU$ և $type(u) = \{u_i | i \in \mathbb{N}\}$, այնպիսիք, որ $In(P) = \{ip_1\}$,
 $Out(P) = \{op_1, \dots, op_{k_0}\}$, $k_0 > 0$, $In(u) = \{iu_1, \dots, iu_m\}$, $Out(u) = \{ou_1\}$,

$1 \leq m \leq k_0$: P -ի և u -ի միավորումը ըստ \bar{k} -ի և \bar{c} -ի կանվանենք $P' = Merge(P, u, \bar{k}$

, \bar{c}) ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ն, որի համար $\bar{C} = \langle c_1, \dots, c_m \rangle$, $\bar{k} = \langle k_1, \dots, k_m \rangle$, եթե
 $k_i \in Out(P)$, $k_i \neq k_j$, $i \neq j$, $1 \leq i, j \leq m$ և $N = N(u) \cup N(P)$, $C = C(u) \cup C(P) \cup c$,
 $M = M(u) \cup M(P)$, $E = E(u) \cup E(P) \cup$ $\Delta = \Delta(u) \cup \Delta(P) \cup$

$$\langle op_{k_i}, iu_1, c_i \rangle \cup \dots \cup \langle op_{k_m}, iu_m, c_m \rangle \cup \Delta(op_{k_i}, iu_1) \cup \dots \cup \Delta(op_{k_m}, iu_m)$$

Ն₂. $BU(P)$ - P պրոցեսի կառուցմանը մասնակցած պրիմիտիվների բազմությունը: c -ն

և \bar{c} -ը կանվանենք *գործողության պայման* համապատասխանաբար

կոնկատենացիայի և միավորման գործողությունների համար: $c(u)$ -ով նշանակենք u
պրիմիտիվի և P ացիկլիկ շաբլոնի կապակցման գործողության պայմանը, ընդ որում,
 $c(u) \equiv 1$, եթե պրիմիտիվը չի կապակցվել որևէ շաբլոնի հետ: Ն₂. $Op_R(Op_{R-1}(\dots Op_2(Op_1(u_0, u_1, k_1, c_1), u_2, k_2, c_2) \dots), u_R, k_R, c_R) \equiv Op_R(Op_{R-1}(\dots Op_1(BU') \dots))$,
 $BU' = \{u_0, u_1, \dots, u_R\}$, $Op_i \in \{Concat, Merge\}$, $u_i \in BU$, $1 \leq i \leq R$:

Սահմանում (կանոնավոր ացիկլիկ ԲՊՆՇ)

- $\forall u \in BU$ կանոնավոր ացիկլիկ ԲՊՆՇ է $\Rightarrow BU \subseteq AT$:
- $\forall P = Op_R(Op_{R-1}(\dots Op_1(BU') \dots))$, $R > 0$, որտեղ $Op_i \in \{Concat, Merge\}$, $1 \leq i \leq R$
 $\Rightarrow P \in AT$
- Այլ կանոնավոր ացիկլիկ ԲՊՆՇ չկա

Սահմանում (ցիկլի գործողություն)

Դիցուք P ԲՊՆՇ-ի համար $\exists BU' = \{u, u_1, \dots, u_k, u'\} \subseteq BU(P)$; $\exists Op_R(Op_{R-1}(\dots Op_1(BU') \dots))$,
 $Op_i \in \{Concat, Merge\}$, $1 \leq i \leq R$, $a \in In(u)$ և $a' \in Out(u')$; այնպիսին, որ

- $\forall (a_1 \in path(a, a'), a_2 \in path(a, a'), a_1 \neq a_2) \Rightarrow (\exists path(a_1, a_2) \ \& \ !\exists path(a_2, a_1)) \vee (\exists path(a_2, a_1) \ \& \ !\exists path(a_1, a_2))$
- $type(u') \neq \{u_i | i \in \mathbb{N}\}$, $type(u_i) \neq \{u_i | i \in \mathbb{N}\}$, $1 \leq i \leq k$
- Եթե $\exists u'' \in \{u, u_1, \dots, u_k, u'\}$, $type(u'') = \{\delta | \delta \text{ շրջանավորում}\} \Rightarrow In(u'') \in BR(P)$

Ցիկլի Cycle(P, u, u', a, a', c) գործողության կիրառումը P շաբլոնի վրա
իրենից ներկայացնում է P' ցիկլիկ ԲՊՆՇ, որի համար

$$N(P') = N(P), C(P') = C(P) \cup c, E(P') = E(P) \cup \langle a', a, c \rangle,$$

$$\Delta(P') = \Delta(P) \cup \Delta(a', a), M(P') = M(P_1).$$

Ն₂. $Cycle_R(Cycle_{R-1}(\dots Cycle_2(Cycle_1(P, u_{10}, u_{11}, a_{10}, a_{11}, c_1), u_{20}, u_{21}, a_{20}, a_{21}, c_2) \dots), u_{R0}, u_{R1}, a_{R0}, a_{R1}, c_R) \equiv Cycle_R(Cycle_{R-1}(\dots Cycle_1(P) \dots))$, $R > 0$:

Սահմանում (կանոնավոր ցիկլիկ ԲՊՆՇ) Այն P ցիկլիկ պրոցեսը, որը կառուցվում է $P_1 \in AT$ նկատմամբ վերջավոր անգամ կիրառելով ցիկլի գործողությունը՝

$$P = Cycle_R(Cycle_{R-1}(\dots Cycle_1(P_1) \dots)), R > 0$$

Կնշ. $AT = \langle BU, Concat, Merge \rangle$, իսկ $CT = \langle AT, Cycle \rangle$ -ով՝ բոլոր կանոնավոր ցիկլիկ ԲՊՆՇ-ների բազմությունը:

Պնդում 3.1

$BPT = \langle BU, Concat, Merge, Cycle \rangle$ կազմում է ԲՊՆՇ հանրահաշիվ $Concat$, $Merge$ և $Cycle$ գործողությունների նկատմամբ:

Սահմանում (բերելի բիզնես պրոցես)

Բիզնես պրոցեսը կանվանենք բերելի, եթե բավարարվում են հետևյալ պայմանները.

- a. $\forall A \in N$ և $A' \in N$ օպերատորներն համաձայնեցված են
- b. $\forall A \in N; |A^{\rightarrow}| > 1 \Rightarrow |A^{\leftarrow}| = 1$
- c. $\forall A \in N; |A^{\leftarrow}| > 1 \Rightarrow \forall A' \in A^{\leftarrow} (|A'^{\rightarrow}| = 1 \ \& \ \forall A'' \in A'^{\leftarrow}; |A''^{\rightarrow}| = 1)$
- d. $\forall \sigma \in \Omega, G \in K_{\sigma}, \langle G, D, t_1 \rangle \in E, D \notin K_{\sigma} \Rightarrow \exists e' \in E; t_2 = \pi_3(e'), \pi_2(e') \in K_{\sigma}, t_1 = \lceil t_2$

Պնդում 3.2

$\forall P \in AT \Leftrightarrow P$ -ն բերելի A-պրոցես է

Պնդում 3.3

$\forall P \in CT \Leftrightarrow P$ -ն բերելի C-պրոցես է

Թեորեմ 3.1

$\forall P$ բիզնես պրոցես՝ ITIL, PRM-IT, ITSM, MOF գրադարաններից, պատկանում է ԲՊՆՇ հանրահաշիվով ստացվող պրոցեսների բազմությանը:

§3.2-ում սահմանվում է սկզբնարժեքավորման նախապայման և կատարման վերջնապայման պրիմիտիվների և ԲՊՆՇ-ների համար, ինչպես նաև ձևակերպվում է թեորեմ ԲՊՆՇ ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի լուծելիության մասին:

Սահմանում (պրիմիտիվի սկզբնարժեքավորման նախապայման)

$\alpha(u)$ -ն կանվանենք պրիմիտիվի սկզբնարժեքավորման նախապայման $u \in BU$ պրիմիտիվի համար, եթե $\alpha(u) = \bigwedge_{a \in In(u)} i_a \in i(a), \exists x \langle x, i' \rangle \in \Delta(OUT, a) \quad i'_a \neq \perp$

Սահմանում (պրիմիտիվի կատարման վերջնապայման)

$\beta(u)$ -ն կանվանենք $u \in BU$ պրիմիտիվի կատարման վերջնապայման, եթե

$$\beta(u) = \begin{cases} b(a), \text{ where } type(u) = 'simple', Act(u) = \{a\} \\ \bigwedge_{a_i \in Act(u)} b(a_i), \text{ where } type(u) = 'synchronization' \\ b(a_1) \wedge \left(\bigvee_{a_i \in Act(u) / a_1} pb(a_i) \vee \neg \left(\bigwedge_{a_i \in Act(u) / a_1} pb(a_i) \right) \right), \text{ where } \\ type(u) = 'split' \end{cases}$$

$b(a_i)$ -ն “ճիշտ է” a_i օպերատորի կատարումից հետո: $pb(a_i)$ -ն “ճիշտ է”, եթե a_i օպերատորը կատարվել է անցման պայմանի բավարարման դեպքում, և “սխալ է”, եթե օպերատորը չի կարող կատարվել անցման պայմանի չբավարարվելու պատճառով:

Սահմանում (շարքնի սկզբնարժեքավորման նախապայման)

$\alpha = \bigwedge_{u \in U_1(P)} \alpha(u) \ \& \ c(u), \quad U_1(P) \subseteq U(P)$ -ն կանվանենք $P \in BPT$ ԲՊՆՇ-ի

սկզբնարժեքավորման նախապայման:

Սահմանում (շարքնի կատարման վերջնապայման)

$\beta = \bigwedge_{u \in U_1(P)} \beta(u)$, $U_1(P) \subseteq U(P)$ -ն կանվանենք $P \in \text{BPT}$ ԲՊՆՇ-ի կատարման

վերջնապայման:

Թեորոմ 3.2

$\forall P \in \text{BPT}$ ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը լուծելի է α -ի և β -ի նկատմամբ, որտեղ α -ն և β -ն հանդիսանում են P շաբլոնի սկզբնարժեքավորման նախապայմանը և կատարման վերջնապայմանը, համապատասխանաբար:

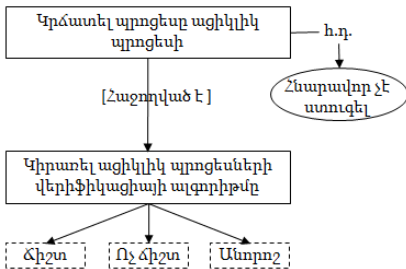
Այս թեորեմի ապացույցը կատարվում է հետևյալ կերպ.

- Բերել ցիկլիկ ԲՊՆՇ-ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրին
- Կիրառել ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի ալգորիթմը
 - Կատարել պրիմիտիվների վերիֆիկացիա
 - Դիտարկել պրիմիտիվների նկատմամբ կիրառվող կառուցման գործողությունների արդյունաբար պրոցեսի կոռեկտության խնդիրը

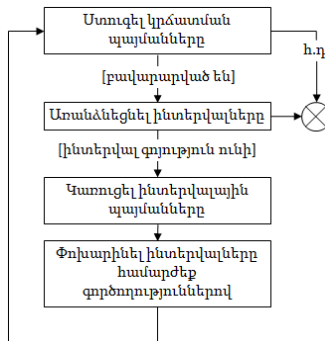
§3.3-ում նկարագրվում է ցիկլիկ ԲՊՆՇ-ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի բերումը ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի: Ցիկլիկ ԲՊՆՇ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիան հիմնված է այն գաղափարի վրա¹⁶, որ ցիկլիկ պրոցեսները բերվում են ացիկլիկ պրոցեսների և արդեն ստացված ացիկլիկ պրոցեսի նկատմամբ կիրառվում է ացիկլիկ պրոցեսների վերիֆիկացիայի ալգորիթմը¹⁷(Նկար 3):

Հիմնական գործողություններն են(Նկար 4).

1. *Բնտրվալների բազմության կառուցում*
2. *Յուրաքանչյուր ինտերվալի փոխարինում համարժեք գործողությամբ*
3. *Բնտրվալային պայմանի կառուցում յուրաքանչյուր ինտերվալի ճյուղավորման գործողության համար*
4. *Բնտրվալի անցման պայմանի կառուցում՝ ինտերվալային պայմանների հիման վրա*



Նկար 3: Ֆորմալ վեր. մոտեցումը



Նկար 4: Ցիկլերի կրճատման մոտեցումը

¹⁶ Allen, F.E., Cocke, J.: "A program dataflow analysis procedure", Communications of the ACM, 19(3):137-147 (March 1976)

¹⁷ Kostanyan, A., Varosyan, A.: "Partial Recognizing Algorithm for Verification of Workflow Processes". Proceedings of "The Future Business Technology Conference"(FUBUTEC'2008), pp. 89-94, Porto, 2008

Ալգորիթմի ժամանակային բարդության գնահատականը: Դիցուք n -ը օպերատորների քանակն է, c -ն՝ դեկավարման կոնեկտորների, d -ն՝ տվյալների կոնեկտորների: \mathcal{L}_2 , d_i/d_o -ով պրոցեսի գործողությունների մուտքային/ելքային տվյալների կոնեկտորների քանակը, իսկ c_i/c_o -ով՝ պրոցեսի գործողությունների մուտքային/ելքային դեկավարման կոնեկտորների քանակը: Հետևաբար, $Est(ReductionAlgorithm) = n * (3c_i + 4c_o + 2d_o + d_i) \approx n * 4c \approx O(n^2)$.

Թեորեմ 3.3

$\forall P \in E, \exists Q \in W$; $[Q$ -ն կոոնեյս է/կոոնեյս չէ $\Rightarrow P$ -ն կոոնեյս է/կոոնեյս չէ]:

Հետևանք 3.1

$\forall P \in CT, \exists Q \in AT$; $[Q$ -ն կոոնեյս է/կոոնեյս չէ $\Rightarrow P$ -ն կոոնեյս է/կոոնեյս չէ]:

Չորրորդ գլխում նկարագրված է աջիկլիկ բիզնես պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի մոտեցումը: Սահմանված է առանձնացված վիճակների շարքների հանրահաշիվը: Նկարագրված է ֆորմալ վերիֆիկացիայի մասնակի ճանաչող ալգորիթմը՝ կամայական բիզնես պրոցեսի համար: Առաջարկվող մոտեցումը կիրառվել է աջիկլիկ $FOLTC$ -ի ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրի լուծման համար:

§4.1-ում նկարագրվում են վիճակների շարքները և աջիկլիկ բիզնես պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի մոտեցումը՝ վիճակների շարքների միջոցով:

Դիցուք Σ հանդիսանում է B -ի ենթաբազմությունների բազմության նախասահմանված բազմություն՝ կարգավորված ըստ բազմությունների պարունակելիության հատկության: Ենթադրենք, որ $\emptyset, B \in \Sigma$ և Σ -ն փակ է հատման գործողության նկատմամբ:

Դիցուք $s \subseteq B$: Նշանակենք $\lceil s \rceil$ -ով այն միակ մինիմալ տարրը Σ -ից որը պարունակում է s -ը, և $\lfloor s \rfloor$ -ով այն մաքսիմալ տարրը Σ -ից, որը պարունակվում է s -ում: Կանվանենք $modal = \langle \sigma_1, \sigma_2 \rangle$ գույզը *վիճակների շարքն*, եթե $\sigma_1, \sigma_2 \in \Sigma$: \mathcal{L}_2 վիճակների շարքների ամբողջ բազմությունը M -ով: Կօգտագործենք \wedge նշանակումը $\langle \sigma_1, \sigma_2 \rangle$ վիճակների շարքնի համար, եթե $\sigma_1 \supset \sigma_2$, և կնշանակենք այդպիսի վիճակների շարքնը $\langle \emptyset, \emptyset \rangle$ -ով:

Դիցուք $A \in N$: Սահմանենք $A: M \rightarrow M$ օպերատորն այնպես, որ $(modal)A = \langle \lfloor \pi_1(modal) \rfloor A \rfloor, \lceil \pi_2(modal) \rceil A \rceil$ բոլոր $modal \in M$ -երի համար: Համանման եղանակով, սահմանենք բոլոր $p \in C$ պայմանների համար $p: M \rightarrow M$ օպերատորն այնպես, որ $(modal)p = \langle \lfloor \pi_1(modal) \cap \text{supp}(p) \rfloor, \lceil \pi_2(modal) \cap \text{supp}(p) \rceil \rangle$ բոլոր $modal \in M$ -երի համար:

Ենթադրենք վիճակների շարքների նկատմամբ սահմանված են դիզյունկցիայի, կոնյունկցիայի և ժխտման օպերատորները հետևյալ կերպ.

$$\begin{aligned} modal \vee modal' &= \langle \lfloor \pi_1(modal') \cup \pi_1(modal) \rfloor, \lceil \pi_2(modal') \cup \pi_2(modal) \rceil \rangle, \\ modal \wedge modal' &= \langle \lfloor \pi_2(modal') \cap \pi_2(modal) \rfloor, \lceil \pi_1(modal') \cap \pi_1(modal) \rceil \rangle, \\ \neg modal &= \langle \lfloor B \setminus \pi_2(modal) \rfloor, \lceil B \setminus \pi_1(modal) \rceil \rangle, \end{aligned}$$

որտեղ $modal \in M, modal' \in M, modal'' \in M$

§4.2 - ում նկարագրվում է առանձնացված վիճակների շարքների հանրահաշիվը:

Սահմանվում է $s \in \Sigma$ *հենակետային բազմությունը*՝ որպես միջավայրի վիճակի փոփոխականների արժեքների ենթաբազմությունների դեկարտյան արտադրյալ: Այլ կերպ ասած՝ $s \in \Sigma \Rightarrow s = \times_{v \in V} s(v)$, որտեղ $V = \times_{v \in X, X \in i(Y) \cup M, Y \in \text{Nuc} \text{DOM}(V)}$: Նկատենք,

որ $s(v) \subseteq \text{DOM}(v)$, իսկ $s = \emptyset$, եթե $s(v) = \emptyset$ գոնե մեկ $v \in V$ -ի համար: Անվանենք վերոհիշյալ հենակետային բազմությունները *առանձնացված հենակետային բազմություններ*, իսկ վիճակների շարքունները, կառուցված առանձնացված հենակետային բազմություններից, անվանենք *առանձնացված վիճակների շարքուններ*: Կհամարենք, որ s և s' առանձնացված հենակետային բազմությունների համար տեղի ունի հետևյալ համեմատման կարգը՝ $s \leq s'$, եթե $s'(v) \subseteq s(v)$ բոլոր $v \in V$ -ի համար:

Σ_B -բոլոր առանձնացված հենակետային բազմությունների բազմությունը, իսկ M_B -բոլոր առանձնացված հենակետային վիճակների շարքունները:

Այժմ սահմանենք $s' = \times_{v \in V} s'(v)$ և $s'' = \times_{v \in V} s''(v)$ առանձնացված հենակետային բազմությունների համար հետևյալ գործողությունները.

- $s' \oplus s'' = \times_{v \in V} (s'(v) \cup s''(v))$,
- $s' \otimes s'' = \times_{v \in V} (s'(v) \cap s''(v))$,
- $s' \cup_p s'' = \times_{v \in V} s(v)$, որտեղ $s(v) = \begin{cases} s'(v) \cap s''(v), & v \neq p \\ s'(v) \cup s''(v), & v = p \end{cases}$
- $s' \setminus_p s'' = \times_{v \in V} s(v)$, որտեղ $s(v) = \begin{cases} s'(v), & v \neq p \\ s'(v) \setminus s''(v), & v = p \end{cases}$

Լեմմա 4.1 Դիցուք $s' \in \Sigma_B$ և $s'' \in \Sigma_B$; $s' = \times_{v \in V} s'(v)$, $s'' = \times_{v \in V} s''(v)$: Այդ դեպքում՝

1. $\lceil s' \cap s'' \rceil = \lceil s' \otimes s'' \rceil = s' \otimes s''$.

Լեմմա 4.2 Դիցուք $s' \in \Sigma_B$ և $s'' \in \Sigma_B$; $s' = \times_{v \in V} s'(v)$, $s'' = \times_{v \in V} s''(v)$: Այդ դեպքում՝

1. $\lceil s' \cup s'' \rceil = s' \oplus s''$
2. $\lceil s' \cup s'' \rceil$ հավասար է
 - $s' \cup_p s''$, եթե $(\exists p \in V) [s'(p) \setminus s''(p) \neq \emptyset, s''(p) \setminus s'(p) \neq \emptyset]$,
 - s' , եթե $s'' \leq s'$, կամ $(\exists p \in V) [s''(p) \subset s'(p) \ \& \ (\forall v \in V, v \neq p) [s'(v) \subseteq s''(v)]]$, կամ $(\exists p \in V, q \in V, p \neq q) [s'(p) \setminus s''(p) \neq \emptyset \ \& \ s'(q) \setminus s''(q) \neq \emptyset]$,
 - s'' , եթե $s' \leq s''$, կամ $(\exists p \in V) [s'(p) \subset s''(p) \ \& \ (\forall v \in V, v \neq p) [s''(v) \subseteq s'(v)]]$, կամ $(\exists p \in V, q \in V, p \neq q) [s''(p) \setminus s'(p) \neq \emptyset \ \& \ s''(q) \setminus s'(q) \neq \emptyset]$:

Լեմմա 4.3 Դիցուք $s' \in \Sigma_B$ և $s'' \in \Sigma_B$; $s' = \times_{v \in V} s'(v)$, $s'' = \times_{v \in V} s''(v)$: Այդ դեպքում՝

1. $\lceil s' \setminus s'' \rceil$ հավասար է
 - $s' \setminus_p s''$, եթե $(\forall v \in V) [s'(v) \cap s''(v) \neq \emptyset]$ & $(\exists p \in V) [s'(p) \setminus s''(p) \neq \emptyset]$,
 - s' , եթե $(\exists p \in V) [s'(p) \cap s''(p) = \emptyset]$,
 - \emptyset , հակառակ դեպքում:

2. $[s' \setminus s'']$ հավասար է
- $s',$ եթե $(\exists p \in V, q \in V, p \neq q) [s'(p) \setminus s''(p) \neq \emptyset, s'(q) \setminus s''(q) \neq \emptyset]$
 - $[s' \setminus s'']$, հակառակ դեպքում:

Թեորեմ 4.1

$\langle \Sigma_B, \oplus, \otimes, \cup_p, \setminus_p \rangle$ կազմում է հանրահաշիվ՝ կիրառելով $\oplus, \otimes, \cup_p, \setminus_p$ գործողությունները Σ_B բազմության նկատմամբ:

§4.3-ում մանրամասն նկարագրված է այն ալգորիթմը (*Ալգորիթմ AV*), որն հաշվարկում է $\Psi(P) : M \rightarrow M$ արտապատկերումը A -պրոցես P -ի համար:

Նշանակենք $(\text{mold})P$ -ով $\Psi(P)$ (mold)-ի արժեքը: Դիցուք α -ն և β -ն հանդիսանում են A -պրոցես P -ի նախապայմանը և վերջնապայմանը համապատասխանաբար:

Ենթադրենք $\text{supp}(\alpha) = \{b \mid \alpha(b) = 1\}$,
 $\text{supp}(\beta) = \{b \mid \beta(b) = 1\}$ և $\text{mold}(\alpha) = \langle \lfloor \text{supp}(\alpha) \rfloor, \lceil \text{supp}(\alpha) \rceil \rangle$,
 $\text{finalMold} = \text{mold}(\alpha)P$, $\text{mold}(\beta) = \langle \lfloor \text{supp}(\beta) \rfloor, \lceil \text{supp}(\beta) \rceil \rangle$: Այդ դեպքում տեղի ունի հետևյալ պնդումը P -ի կոռեկտության մասին՝ հիմնված առանձնացված վիճակների շարունակների վրա:

Թեորեմ 4.2

- 1) Եթե $\pi_2(\text{finalMold}) \subseteq \pi_1(\text{mold}(\beta))$, ապա P -ն կոռեկտ է α -ի և β -ի նկատմամբ;
- 2) Եթե $\neg (\pi_1(\text{finalMold}) \subseteq \pi_2(\text{mold}(\beta)))$, ապա P -ն կոռեկտ չէ α -ի և β -ի նկատմամբ;
- 3) հ. դ., P -ի կոռեկտության պնդումը α -ի և β -ի նկատմամբ անորոշ է:

§4.4-ում նկարագրվում է ացիկլիկ բիզնես պրոցեսների ֆորմալ վերիֆիկացիայի ալգորիթմի կիրառումը ացիկլիկ $FOLC$ -ների համար:

Պրիմիտիվների ֆորմալ վերիֆիկացիա

Պնդում 4.1

Դիցուք $u \in BU$ պարզ պրիմիտիվ է, իսկ $\alpha(u)$ -ն նրա սկզբնարժեքավորման նախապայմանն է և $\beta(u)$ -ն նրա կատարման վերջնապայմանն է: Այդ դեպքում *Ալգորիթմ AV*-ն տալիս է որոշակի պատասխան (կոռեկտ է/կոռեկտ չէ) պրիմիտիվի կոռեկտության մասին՝ $\alpha(u)$ -ի և $\beta(u)$ -ի նկատմամբ:

Պնդում 4.2

Դիցուք $u \in BU$ սինխրոնիզացիայի պրիմիտիվ է, իսկ $\alpha(u)$ -ն նրա սկզբնարժեքավորման նախապայմանն է և $\beta(u)$ -ն նրա կատարման վերջնապայմանն է: Այդ դեպքում *Ալգորիթմ AV*-ն տալիս է որոշակի պատասխան (կոռեկտ է/կոռեկտ չէ) պրիմիտիվի կոռեկտության մասին՝ $\alpha(u)$ -ի և $\beta(u)$ -ի նկատմամբ:

Պնդում 4.3

Դիցուք $u \in BU$ ճյուղավորման պրիմիտիվ է, իսկ $\alpha(u)$ -ն նրա սկզբնարժեքավորման նախապայմանն է և $\beta(u)$ -ն նրա կատարման վերջնապայմանն է: Այդ դեպքում *Ալգորիթմ AV*-ն տալիս է որոշակի պատասխան (կոռեկտ է/կոռեկտ չէ) պրիմիտիվի կոռեկտության մասին՝ $\alpha(u)$ -ի և $\beta(u)$ -ի նկատմամբ:

Լեմմա 4.4

Դիցուք $u \in BU$ կամայական տիպի պրիմիտիվ է, իսկ $\alpha(u)$ -ն նրա սկզբնարժեքավորման նախապայմանն է և $\beta(u)$ -ն նրա կատարման վերջնապայմանն է:

է: Այդ դեպքում Ալգորիթմ AV -ն տալիս է որոշակի պատասխան (կոռեկտ է/կոռեկտ չէ) պրիմիտիվի կոռեկտության մասին՝ $\alpha(u)$ -ի և $\beta(u)$ -ի նկատմամբ:

Կոնկատենացիայի և միավորման գործողությունների ֆորմալ վերիֆիկացիա
Լեմմա 4.5

Դիցուք P_1 -ը և P_2 -ը այնպիսի աջիկլիկ ԲՊՆՇ են, որ $In(P_1) = \{ip_1\}$, $Out(P_1) = \{op_1, \dots, op_{k_1}\}$, $In(P_2) = \{ip'_1\}$, $Out(P) = \{op'_1, \dots, op'_{k_2}\}$, $k_1, k_2 > 0$: Եթե P_1 -ը կոռեկտ է $\alpha(P_1)$ -ի և $\beta(P_1)$ -ի նկատմամբ, իսկ P_2 -ը կոռեկտ է $\alpha(P_2)$ -ի և $\beta(P_2)$ -ի նկատմամբ, ապա $BPT P' = Concat(P_1, P_2, k, c)$ ԲՊՆՇ-ն նունպես կոռեկտ է $\alpha(P') = \alpha(P_1) \& \alpha(P_2) \& c$ նախապայմանի և $\beta(P') = \beta(P_1) \& \beta(P_2)$ վերջնապայմանի նկատմամբ: Եթե P_1 -ը կոռեկտ չէ $\alpha(P_1)$ -ի և $\beta(P_1)$ -ի նկատմամբ կամ P_2 -ը կոռեկտ չէ $\alpha(P_2)$ -ի և $\beta(P_2)$ -ի նկատմամբ, ապա P' -ը նմանապես կոռեկտ չէ $\alpha(P')$ -ի և $\beta(P')$ -ի նկատմամբ:

Լեմմա 4.6

Դիցուք u -ն սինխրոնիզացիայի պրիմիտիվ է և P -ն աջիկլիկ ԲՊՆՇ է այնպիսիք, որ $In(P) = \{ip_1\}$, $Out(P) = \{op_1, \dots, op_{k_0}\}$, $k_0 > 0$, $Out(u) = \{ou_1\}$, $In(u) = \{iu_1, \dots, iu_m\}$: Եթե P -ն կոռեկտ է $\alpha(P)$ -ի և $\beta(P)$ -ի նկատմամբ, իսկ u -ն

կոռեկտ է $\alpha(u)$ -ի և $\beta(u)$ -ի նկատմամբ, ապա $P' = Merge(u, P, k, c)$ ԲՊՆՇ -ն նունպես կոռեկտ է $\alpha(P') = \alpha(u) \& \alpha(P) \& c_1 \& \dots \& c_m$ նախապայմանի և

$\beta(P') = \beta(u) \& \beta(P)$ վերջնապայմանի նկատմամբ, եթե $C = \langle c_1, \dots, c_m \rangle$: Եթե P -ն կոռեկտ չէ $\alpha(P)$ -ի և $\beta(P)$ -ի նկատմամբ կամ u -ն կոռեկտ չէ $\alpha(u)$ -ի և $\beta(u)$ -ի նկատմամբ, ապա P' -ը նմանապես կոռեկտ չէ $\alpha(P')$ -ի և $\beta(P')$ -ի նկատմամբ:

Ալգորիթմ V. Բիզնես պրոցեսների նախագծման շարքի ֆորմալ վերիֆիկացիա.

Մուտք: P ԲՊՆՇ՝ $G(N, E)$ դեկավարման գրաֆով

Ելք: Կոռեկտ է / Կոռեկտ չէ

Մեթոդ:

- 1 Եթե $N = \emptyset$ ապա վերադարձնել "Կոռեկտ է"
- 2 Եթե P -ն պարունակում է ցիկլ, ապա $P \leftarrow T(P)$
- 3 Բոլոր $A \in N$ համար կատարել
 - $counter(A) \leftarrow |A^{\rightarrow}|$.
 - եթե $counter(A) = 0$, ապա ավելացնել A -ն $Front$ -ին
- 4 $bUnit \leftarrow 0$, $N_p \leftarrow N$, $E_p \leftarrow E$
- 5 Քանի դեռ $!bUnit$ կատարել
 - 5.1 ընտրել A -ն $Front$ -ից, $N_u \leftarrow \{A\}$, $E_u \leftarrow \emptyset$, $N_p \leftarrow N_p / \{A\}$
 - 5.2 Եթե $|A^{\leftarrow}| > 1$ ապա
 - a) $bUnit \leftarrow 1$
 - b) Բոլոր $e \in A^{\leftarrow}$, $e = (A', A, p)$ համար կատարել
 - $N_u \leftarrow N_u \cup \{A'\}$, $N_p \leftarrow N_p / \{A'\}$, $E_u \leftarrow E_u \cup \{e\}$, $E_p \leftarrow E_p / \{e\}$
 - 5.3 Հակառակ դեպքում, եթե $|A^{\leftarrow}| = 1$, $A^{\leftarrow} = \langle A', A, p \rangle$ ապա
 - a) Եթե $|A'^{\leftarrow}| = 1$ ապա $bUnit \leftarrow 1$
 - b) Հակառակ դեպքում, եթե $A'^{\leftarrow} \subseteq Front$ ապա
 - c) $N_u \leftarrow \{A'\}$, $bUnit \leftarrow 1$

- d) $F_{\text{ուր}} e \in A'^{\leftarrow}, e = (A', A'', p)$ համար կատարել
 ▪ $N_u \leftarrow N_u \cup \{A''\}, N_p \leftarrow N_p / \{A''\}, E_u \leftarrow E_u \cup \{e\}, E_p \leftarrow E_p / \{e\}$
- e) Հակառակ դեպքում հեռացնել A -ն Front-ից

6 Եթե $\text{BasicUnitV}(N_u, E_u) = \text{Կոռեկտ Է}$ & $V(N_p, E_p) = \text{Կոռեկտ Է}$ ապա վերադարձնել “Կոռեկտ Է”, հակառակ դեպքում “Կոռեկտ չէ”

Թեորեմ 4.3

Դիցուք P -ն բիզնես պրոցեսի շարքն է, իսկ α -ն և β -ն հանդիսանում են համապատասխանաբար նրա սկզբնարժեքավորման նախապայմանը և կատարման վերջնապայմանը: Այդ դեպքում ֆորմալ վերիֆիկացիայի *Ալգորիթմ* V -ն տալիս է որոշակի պատասխան (կոռեկտ է/կոռեկտ չէ) P պրոցեսի կոռեկտության մասին՝ α -ի և β -ի նկատմամբ:

§4.5-ում նկարագրվում է ֆորմալ վերիֆիկացիայի ալգորիթմի ընդլայնումը կամայական բիզնես պրոցեսի համար:

§4.6-ում նկարագրվում է ֆորմալ վերիֆիկացիայի կիրառումը “Պատահարների ղեկավարման” պրոցեսի նկատմամբ:

Հինգերորդ գլխում նկարագրված է SS ծառայությունների ղեկավարման պրոցեսների և ՀՄԿ-ների տեստավորման աշխատանքների հոսքերի վերիֆիկացիայի համար մշակված գործիքային միջավայրերը: Ապացուցվել է նախագծման շարքների ճշտությունը բազային ինվարիանտների նկատմամբ՝ մշակված գործիքային միջավայրի օգնությամբ: Կատարվել են փորձարկումներ գործիքների օգնությամբ, որոնք հաստատում են մոտեցման կենսունակությունը

Հիմնական արդյունքներն ու եզրակացությունները

Աշխատանքի հիմնական արդյունքներն են.

- Կառուցվել է բիզնես պրոցեսների նախագծման շարքների (ԲՊՆՇ) դասի ֆորմալ մոդելը՝ առաջարկված տարրական պրոցեսների (պրիմիտիվների) և պրոցեսների կառուցման գործողությունների հիման վրա, որոնց միջոցով կառուցվել է պրոցեսների ԲՊՆՇ հանրահաշիվը [6,7]:
- Ցույց է տրվել, որ ԲՊՆՇ հանրահաշիվի տարրեր են հանդիսանում դիտարկված գրադարանների պրոցեսները [6,7]:
- Սահմանվել է ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը բիզնես պրոցեսների նախագծման շարքների համար [6,7]:
- Ապացուցվել է, որ ցիկլիկ ԲՊՆՇ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը բերվում է ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդրին՝ բազմանդամային ալգորիթմով [3,6,7]:
- Ապացուցվել է, որ ացիկլիկ ԲՊՆՇ-ների ֆորմալ վերիֆիկացիայի խնդիրը լուծվում է բազմանդամային ալգորիթմով [1]:
- Բիզնես պրոցեսների նախագծման շարքների ֆորմալ վերիֆիկացիայի ալգորիթմը ընդլայնվել է բոլոր տիպի բիզնես պրոցեսների համար՝ որպես մասնակի ճանաչող ալգորիթմ [3,5]:

- Մշակվել են գործիքային միջավայրեր, որոնք իրականացրել են նշված մոտեցումը [2,4]:
- Կատարվել են փորձարկումներ, որոնք հաստատում են մոտեցման կենսունակությունը [2,4]:

Ատենախոսության թեմայի շրջանակներում հրատարակված աշխատություններ

1. A.Kostanyan, A. Varosyan, "*Partial Recognizing Algorithm for Verification of Workflow Processes*", Proceedings of "The Future Business Technology Conference" (FUBUTEC'2008), *EUROSIS*, pp. 89-94, April 9-11, 2008, Porto, Portugal
2. I. Boyakhchyan, A. Kostanyan, V. Matevosyan, S.Shoukourian, A. Varosyan "*Tuning of IT Management Processes to a Computing Grid*", The Third International Conference of "Distributed Computing and Grid-technologies in Science and Education", In Book of Abstracts, pp. 71-72, June 30-July 4, 2008, Dubna, Russia
3. A. Kostanyan, V. Matevosyan, S. Shoukourian, and A. Varosyan." *An approach for formal verification of business processes*", ACM Press, In *Proceedings of the 2009 Spring Simulation Multiconference, BIS track* (SpringSim '09), Article 134, 8 pages. Society for Computer Simulation International, March 22 – 27, 2009, San Diego, CA, USA.
4. I.Boyakhchyan, A.Kostanyan, V.Matevosyan, S.Shoukourian, A.Varosyan, "*Process Based Management of Specific GRID Configurations: Verification of Changes*", Published in Proceedings of " The Future Business Technology Conference" (*FUBUTEC'2009*), *EUROSIS*, pp. 57-61, April 2009, Bruges, Belgium
5. A.Varosyan, "*Formal Verification Algorithm for Workflow Processes*", Published in Proceedings of "7th International Conference on Computer Science and Information Technologies" (*CSIT'2009*), pp. 251-254, September 2009, Yerevan, Armenia
6. A. Kostanyan, S. Shoukourian , A. Varosyan "*Solvability of Formal Verification Problem for Business Process Templates*", Published in Proceedings of Emerging M&S Applications in Industry and Academia Symposium 2010 (EAIA 2010), SpringSim'2010 Multi-conference of Society for Computer Simulation, pp. 66-74, 11-15 April 2010, Orlando, FL, USA
7. Варосян А.. Алгоритм формальной верификации шаблонов бизнес-процессов // Кибернетика и системный анализ. – 2011, №2, стр. 62–76.(translated into A. S. Varosyan "*Algorithm for formal verification of business process templates*", *Cybernetics and Systems Analysis*, Volume 47, Number 2, pp. 228-240, DOI: 10.1007/s10559-011-9305-7, March 2011)

Anna Varosyan

Formal verification of changes for business process templates

RESUME

The aim of the thesis is to solve the formal verification problem of changes made on business process templates.

Business Process Management is a key technology in the overall enterprise strategy of an organization. On the other hand, in recent years, companies in most industries have become essentially dependent on information technologies (IT) when providing business services to their customers and end users. Increasing complexity of distributed information systems has led to development of IT management best practice process libraries that can be considered as a process-based methodology of management automation.

Thus, best practice process libraries are, in essence, a set of process templates, which are used to create a specific library of processes aligned to requirements of a given organization. Therefore, after the modification alignment of a given process template it becomes necessary to verify if the newly created process preserves basic properties and, specifically, its functional behavior or, in other words, its functional correctness. Having a library of correct process templates and effective methods of verification, for checking of the each template modification correctness, IT executives can easily create their specific library of (correct) processes, suitable to the specific requirements of their organization.

The business process/template correctness can be checked by the process graph structural verification, such as cycle analysis, branching path synchronization, etc. The functional/behavioral verification of a process can be considered as another case of verification to verify the process semantic correctness. This can be done either formally or via process simulation. The most commonly used case of functional verification is a simulation of the process execution for all possible cases, but this can lead to exhaustion. That is the reason why the formal verification of processes should be applied whenever possible.

The formal definition of business process template algebra is presented in the thesis which is based on analysis of ITIL and MOF libraries. The definition of initialization precondition and execution postcondition is introduced in the paper. Solvability of formal verification problem for business processes is shown respect to the defined initialization precondition and execution postcondition. The formal verification algorithm of business process templates is generalized to the partial recognizing algorithm that can be applied to any business process.

The following aspects are provided in the thesis:

- BPT algebra which is constructing class of business process templates based on the suggested basic processes (primitives) and the process construction operations.
- Reducibility of formal verification problem of cyclic business process templates to the formal verification problem of acyclic business process templates by polynomial algorithm.
- Solvability of formal verification problem for acyclic business process templates by polynomial algorithm.
- Generalization of formal verification algorithm of business process templates to the partial recognizing algorithm that can be applied to any business process
- Developed tools that implementing the suggested approach and experiments showing its correctness.

The main results are:

- A formal model for the class of business process templates (BPT) is built by the means of the proposed BPT algebra that is constructed based on the suggested basic processes (primitives) and the process construction operations.
- It is proved that the observed BPT library processes are the elements of BPT algebra.
- Definition of formal verification problem for business process templates is created.
- The formal verification problem of cyclic business process templates is reduced to the formal verification problem of acyclic business process templates by polynomial algorithm.
- The formal verification problem is proven to be solvable for acyclic business process templates by polynomial algorithm.
- The formal verification algorithm of business process templates is generalized to the partial recognizing algorithm that can be applied to any business process.
- Tools are developed to implement the approach.
- Experiments have shown the correctness of the described approach.

Формальная верификация изменений в шаблонах бизнес процессов

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Целью данной работы является формальная верификация изменений в шаблонах бизнес процессов.

Управление бизнес-процессом является ключевой технологией в общей организации стратегии предприятия. С другой стороны, в последние годы, компании в большинстве отраслей промышленности стали сильно зависеть от развития информационных технологий (ИТ) в случаях, когда бизнес-услуги предоставляются их заказчикам и конечным пользователям. Повышение сложности распределенных информационных систем привело к созданию ИТ библиотек, признанных лучшими на практике, которые могут быть рассмотрены в качестве методологии автоматизации управления, основанной на практике.

Таким образом, признанные лучшими на практике библиотеки являются наборами шаблонов бизнес-процессов, используемых для создания специальной библиотеки процессов в соответствии с требованиями данной организации. Поэтому, после уточнения требований данного шаблона процесса становится необходимым убедиться в том, что в новом процессе сохранены основные свойства и, в особенности, их функциональное поведение, другими словами проверить корректность их функциональности. При наличии библиотеки корректного процесса и эффективных методов верификации изменений для каждого из шаблонов, специалисты ИТ легко могут создать специальные библиотеки (правильных) процессов, пригодных для специальных требований их организаций.

Корректность бизнес процессов/шаблонов может быть проверена структурной верификацией графа процесса, как, например, анализ циклов, синхронизация ветвящихся путей, и т. д. Функциональная/поведенческая верификация процесса может быть рассмотрена как еще один случай верификации для проверки процесса семантической корректности. Это может быть выполнено либо формально, либо с помощью симуляции процесса. Наиболее часто используемый подход функциональной верификации является симуляция процесса выполнения для всех возможных вариантов, но это может привести к перегрузке. В этом заключается причина важности применения формальной верификации процессов где это только возможно.

В работе представлено формальное определение алгебры для шаблонов бизнес-процессов на основе анализа библиотек ITIL и MOF. В работе также представлены определения предусловий инициализации и постусловий выполнения для шаблонов. Решаемость задачи формальной верификации шаблонов для бизнес-процессов показана с учетом определенных предусловий инициализации и постусловий выполнения. Алгоритм формальной верификации обобщен как частичный алгоритм распознавания, который может быть применен ко всем типам бизнес процессов.

На защиту выносятся следующие положения:

- Алгебра ВРТ, которая создает класс шаблонов бизнес-процессов на основе предлагаемых основных процессов (примитивов) и операций построения процесса.
- Приводимость задачи формальной верификации циклических шаблонов бизнес-процессов к задаче формальной верификации ациклических шаблонов бизнес-процессов с использованием полиномиального алгоритма.
- Решаемость задачи формальной верификации для ациклических шаблонов бизнес-процессов с использованием полиномиального алгоритма.
- Обобщение алгоритма формальной верификации для шаблонов бизнес-процессов как частичный алгоритм распознавания, который может быть применен ко всем типам бизнес-процессов.
- Разработанные программные обеспечения, реализующие предлагаемый подход, корректность которого доказана экспериментально.

Основные результаты:

- Построена формальная модель класса шаблонов бизнес-процессов на основе алгебры ВРТ, которая построена на основе предлагаемых основных процессов (примитивов) и операций построения процесса.
- Доказано, что рассматриваемые процессы ВРТ библиотек являются элементами ВРТ алгебры.
- Создано определение задачи формальной верификации для шаблонов бизнес-процессов.
- Задача формальной верификации циклических шаблонов бизнес-процессов приведена к задаче формальной верификации ациклических шаблонов бизнес-процессов с использованием полиномиального алгоритма.
- Доказано, что задача формальной верификации для ациклических шаблонов бизнес-процессов решается с использованием полиномиального алгоритма.
- Алгоритм формальной верификации для шаблонов бизнес-процессов обобщен как частичный алгоритм распознавания, который может быть применен ко всем типам бизнес-процессов.
- Разработано программное обеспечение для реализации описанного подхода.
- Эксперименты показали правильность описанного подхода.