



БЪЛГА  
РСКА АКАДЕМИЯ НА НАУКИТЕ  
ИНСТИТУТ ПО ИНФОРМАЦИОННИ И  
КОМУНИКАЦИОННИ ТЕХНОЛОГИИ

---

Ташо Димитров Ташев

**АЛГОРИТМИ ЗА БЕЗКОНФЛИКТНО РАЗПИСАНИЕ НА ПАКЕТЕН  
КОМУТАТОР С МАТРИЧЕН ПРЕВКЛЮЧВАТЕЛ**

А В Т О Р Е Ф Е Р А Т

НА ДИСЕРТОЦИЯ

за присъждане на образователна и научна степен „доктор“  
по докторска програма „Информатика“,  
професионално направление 4.6. “Информатика и компютърни науки“

Научен консултант: проф. д-р Владимир Монов

София, 2023 г.

Дисертацията е обсъдена и допусната до защита на разширено заседание на секция „Моделиране и оптимизация“ на ИИКТ-БАН, състояло се на 02.02.2023 г.

Дисертационният труд съдържа 138 страници, 42 фигури, 4 таблици и 130 литературни източника.

Защитата на дисертацията ще се състои на ..... от ..... часа в зала ..... на блок 2 на ИИКТ-БАН на открито заседание на научно жури в състав :

- 1.
- 2.
- 3.
- 4.
- 5.

Материалите на защитата са на разположение на интересуващите се в стая ..... на ИИКТ-БАН „ул.Акад. Г. Бончев”, бл.2

**Автор: Ташо Димитров Ташев**

**Заглавие : АЛГОРИТМИ ЗА БЕЗКОНФЛИКТНО РАЗПИСАНИЕ НА  
ПАКЕТЕН КОМУТАТОР С МАТРИЧЕН ПРЕВКЛЮЧВАТЕЛ**

## Увод

Информационните технологии (ИТ) се използват в най-разнообразни сфери на дейността на съвременното общество, разбира се - най-напред - в информационната сфера. Те позволяват оптимизирането на различни информационни процеси и завършвайки с информационно моделиране и прогнозиране на глобални процеси в развитието на природата и обществото.

Развитието на ИТ в много аспекти определя усъвършенстването на другите технологии, и позволява ефективно да се решат проблемите на информатизацията на световното съобщество. Методите и средствата за това се дават от информатиката. За разлика от класическата математика информатиката изучава не просто решаването на задачи, а решаването им на компютър с отчитане ограниченията на изчислителните средства по време и обем памет, т.е. с отчитане на времевата и обемна (памет) сложност на използваните алгоритми. Успехът при решаването на коя да е задача основно се определя от алгоритъма, при чиято разработка в една или друга степен се използва формален модел със закони на композиция, декомпозиция и свойства. Основен предмет на дисертационната работа са алгоритми, които са елемент от тъй наречените мрежови ИТ - реализуеми във вид на локални и глобални информационни системи.

Към настоящия момент телекомуникационните потоци са от цифров вид на основата на обмена на пакети. В мрежите за обмен на информация основни възли са комутаторите (switch node), наричани още рутери и маршрутизатори. Техен централен блок е превключвателят (комутиционно поле и управляваща схема), който осъществява необходимото „прехвърляне” на пакетите данни от входните към изходните комуникационни линии чрез изпълнение на изчислено „разписане”. Управляващата схема реализира безконфликтно предаване през комутиационното поле следвайки това разписане, което се изчислява от съответен алгоритъм. Такива алгоритми за безконфликтно разписане са обект на настоящия дисертационен труд.

В настоящият дисертационен труд се моделират със средствата на формалния апарат на Обобщените мрежи (ОМ) съществуващи алгоритми за безконфликтно разписане в пакетен комутатор с матричен превключвател и се предлага ОМ-модел на нов алгоритъм, наречен МиМа (MiMa–Minimum of Maxima). Проведените компютърни симулации на пропускателната способност на комутатора с МиМа-алгоритъм позволяват да се определят неговите положителни страни, а също и недостатъци. Това дава възможност да се набележат бъдещи изследвания за подобряване на МиМа-алгоритъма.

## Цел и задачи на дисертационния труд

Целта на настоящия дисертационен е :

Да се натрупа методологичен опит в използването на апарата на Обобщените мрежи при моделирането на алгоритми за безконфликтно разписание за пакетен комутатор с матричен превключвател с входящо буфериране от типа „виртуални изходни опашки” и да се предложи нов алгоритъм и негов формален ОМ-модел за безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател. Да се апробира методика за широко-машабни компютърни симулации на пропускателната му способност, осигуряваща еднозначно сравнение на различни алгоритми.

За тази цел се дефинират следните задачи:

1. Да се специфицират модели с използване на апарата на Обобщените мрежи (ОМ) на класически алгоритми за безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател, чрез което да се получи методологически опит от прилагането на апарата на ОМ за работещи алгоритми.
2. Да се синтезира нов алгоритъм за безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател и се получи спецификацията му във вид на ОМ.модел
3. Да се предложат шаблони за входящ трафик, реализиращи еднозначно различни натоварвания, за компютърни симулации на пропускателната способност (ПС) на алгоритми за безконфликтно разписание
4. Да се разработи процедура за изчисляване на точна горна граница на пропускателната способност (ПС) на алгоритми за безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател, за еднозначно адекватно сравняване на ПС на алгоритмите за безконфликтно разписание.

## Структура на дисертацията

Дисертационният труд е структуриран в пет глави.

В **първа глава** е направен аналитичен обзор на подходите и методите за синтез на модели и информационни взаимодействия и структура на сложни системи. Мотивирана е необходимостта от използване апаратът на Обобщените мрежи (ОМ) като формално средство за описание на паралелни процеси. Като конкретен обект за

прилагането им (ОМ) е избрана задачата за изчисление на безконфликтно разписание в пакетен комутатор.

Във **втора глава** са представени разработените ОМ-модел за алгоритмите „Вълнов фронт“ и „Наблюдение“ и техни три модификации. Алгоритмите са с последователно изчисление. По този начин е отработена методиката за избор на минимално необходимите компоненти на ОМ за формална спецификация на алгоритмите за безконфликтно разписание.

В **трета глава** е описан метод за последователно построяване на ОМ-модел на PIM-алгоритъма (Parallel Iterative Matching), тип „ребро“, който използва паралелно изчисление на безконфликтно разписание. В резултат в явен вид се показват точките на синхронизация на паралелните процеси. Специфициран е ОМ-модел на „тегловен“ тип алгоритъм – LPF. Моделът позволява лесно определяне на най-„тежката“ изчислителна операция (сортиране). За целите на компютърната симулация на пропускателната способност на комутатора са дефинирани семейства шаблони на известни видове входящ трафик (uniform, Chang, Chao, Rojas-Chessa).

В **четвърта глава** е описан нов алгоритъм – МиМа. Той е от „тегловен“ тип с последователно изчисление, основан на формулиран от нас "тежък (hard)" критерий за конфликтност. Изследвани са четирите варианта за избор на тегловни коефициенти. Компютърната симулация потвърждава, че класическата дисциплина „max-max“ дава максимална пропускателна способност (ПС), а „min-min“ – минимална ПС.

В **пета глава** е специфицирана числена процедура за изчисляване на точна горна граница на пропускателната способност на комутатора, при неограничен входящ буфер. Намерено е евристично решение, за зададен диапазон от размерности на комутационното поле на комутатора. На тази база е направено сравнение на ПС за алгоритмите PIM, МиМа и LPF. Направени са предложения за „подобряване“ на новия МиМа-алгоритъм

В **Заключението** е представено резюме на получените резултати. Определени са насоки за бъдещи изследвания и развитие. Представен е списък с научни публикации по темата и забелязани цитирания.

## **Глава 1. Подходи, методи и средства за изследвания на модели за информационни взаимодействия**

### **1.1 Информационни технологии, информационни процеси и взаимодействия**

Информационна технология е представеното във формализиран вид концентрирано изложение на научни знания и практически опит, позволяващо по рационален начин да се организира един или друг достатъчно често повтарящ се информационен процес. При което се постига икономия на разходите за труд, енергия или материални ресурси, необходими за реализацията на този процес [1, 2].

Анализирайки ролята и значението на ИТ за съвременния етап на развитие на обществото, може да се направи извод, че тази роля е стратегически важна, а значението на тези технологии продължава да нараства. Най-важните свойства на ИТ са описани, например в [3]:

Какво става в съвременните информационните системи (по интересна за нас са разпределените информационни системи (РИНС)). В информационните системи се извършват едновременно много информационни процеси. Тези, които за постигане на ефективна работа на системата ще трябва да взаимодействат помежду си, ще наричаме взаимодействащи информационни процеси.

Общият въпрос е - кои от съществуващите подходи за проектиране на сложни системи биха били ефективни за проектирането на РИНС.

А конкретният - кои от съществуващите формалните методи и средства за синтез на структури на сложни обекти (телекомуникационни и изчислителни - тъй като там има натрупан достатъчен опит) са подходящи за синтез на взаимодействащи информационни процеси.

### **1.2 Синтез на модели на информационни взаимодействия**

Обект на изследванията на съвременната наука стават все по-сложни системи. Противоречията между усложняването на създаваните системи и традиционните подходи за проектирането им (“отгоре-надолу” - top-down, композиция от модули, “пряк синтез” [4]) определят към момента един от централните проблеми в теорията на системите - синтеза на ефективни структури на сложни системи.

Поради развитието на въпроса не съществува формално и строго определение на понятието сложна система, въпреки че са формулирани характерни свойства на такива системи [5, 6]. Под сложна информационна система (ИНС) ще разбираме система, чийто закон на функциониране допуска декомпозицията на отделни съставящи.. Отличителни черти на такива системи се явяват паралелизъм, недетерминираност, наличие на взаимодействащи процеси, съчетание между синхронно и асинхронно управление и др.

Разпределените (мрежови) системи обикновено се проектират от известни компонентни множества, но алгоритмите на взаимодействие на процесите в тях се усложняват с неочаквана, бихме казали, скорост.

### **1. 2.1 Подходи и методи за синтез на структурата на сложни системи.**

Към момента са известни различни подходи към анализа и синтеза на сруктурите на сложни системи. Към тях спадат методите на декомпозиция, координация и агрегация [7]. методите на агрегативно описание на сложни системи [5], структурния подход [8, 9], подхода на основата на теорията на сложността [10]. Под системен подход, реализиран в системите за автоматизирано проектиране (САПР), се разбира интегрирано разглеждане и представяне в системата както на обектите, така и на операциите на проектиране на различните стадии от процеса на проектиране. Органично се вписва в концепцията на системния подход структурния подход, като придобива още по-голяво значение на съвременния етап на проектиране на мрежови ИнС.

В рамките на описаните подходи за проектиране на структурата на изчислителни и информационни системи са предложени методи на проектиране, сред които отличават следните: декомпозиция и агрегатиране, формален синтез, синтез на базата на евристични прийоми, синтез по обобщен модел [5, 11, 12, 13].

### **1. 2.2 Формални средства за описание на паралелни процеси.**

Цел на формализираното описание на структурата на ИнС се явява представянето на наличните данни и паралелни процеси във вид на специални формални обекти, удобни за извършването над тях на изчислителни и имитационни експерименти на компютър. Затова избора на формален език в най-голяма степен отчитащ особеностите на системите с паралелизъм, е основна задача на началния етап на проектиране. Решаването на такива задачи е свързано с прилагането на специалните методи за построяване на синхронни и асинхронни модели в дискретни системи.

В много изследвания се подчертава факта, че графовите модели са удобни и ефективни средства за описание и изследване на паралелни структури и процеси [8, 14, 15]. Постепенно тези модели са практически изместени от мрежите на Петри (МП) [16, 17] - формализъм, описващ структурата и взаимодействието на паралелни процеси. Интересна възможност е прилагането тензорния подход на Г.Крон [18, 19, 20] към МП по на методологията на В.Кулагин [21, 22].

Наши предходни изследвания ни доведоха обаче до извода, че прилагане на идеите на Г. Крон към върху апарата на мрежите на Петри (методологията на В.Кулагин) не води до очакваните резултати (нови модели с търсени свойства) поради недовършеност в

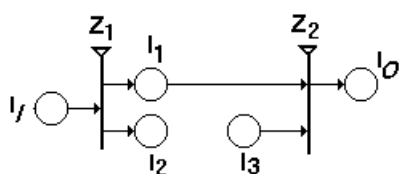
математическия апарат (в методологията на В.Кулагин). Затова избрахме за основен математически апарат Обобщените мрежи, които могат да се разглеждат като наследник (надграждане и разширение) на мрежите на Петри, но имат повече възможности (моделираща мощност).

### 1.3 Обобщени мрежи (ОМ).

Обобщените мрежи са формален апарат, предназначен да представя в детайли връзките между структурата и времевите съответствия в паралелни процеси. Първоначално концепцията е представена в [23]. Те се използват при моделиране на процесите на широк кръг от системи, обекти и модели [24], експертни системи [25], машинно обучение [26].

Основните елементи на ОС са преходи - моделиращи действия и позиции - моделиращи състояния. Позициите съдържат ядра, които преминават през преходи според логически условия. Ядрата имат необходимите характеристики, които могат да се променят при преминаване през преходи. Необходимата теория и техника са описани в [27, 28]. Разбира се, всеки Обобщено-мрежов модел има графично представяне, но то носи само част от информацията за ОМ.модела (за разлика от мрежите на Петри).

Тук няма да даваме дефиниции и основните свойства на ОМ. За получаване на обща представа за ОМ ще приведем примера на „прост“ ОМ-модел - на ж.п. гара.от [28]. Графичната форма е показана на Фиг.1.1, Динамиката на движението на ядрата се определя еднозначно от два алгоритъма – наречани А и Б [28].



Фигура 1.1 Графична форма на ОМ

След като се възприеме предлагания формален апарат, практическият въпрос е : каква част от всички елементи на ОМ са нужни за конкретна (инженерна) задача. Нашият опит сочи, че това е въпрос с неформализуем отговор. В смисъл – за конкретната задача се използва такъв минимален набор от параметри, който е достатъчен за специфицирането на задачата с ОМ [29].

Нов обзор на изследванията, използващи Обобщени мрежи, обхващащи 272 заглавия, излезе през 2021 г. [30]. Там има цитирана и моя работа. ОМ се използват в



най-различни области. Самият автор на ОМ К.Атанасов продължава активно да ги използва – ще посочим 3 публикации в MATHEMATICS (MDPI, Basel, Switzerland,) [31, 32, 33].

Да опишем ние за какви цел и задача ще използваме апарата на ОМ.

#### **1.4 Задачата за безконфликтно разписание на пакетен комутатор с матричен превключвател.**

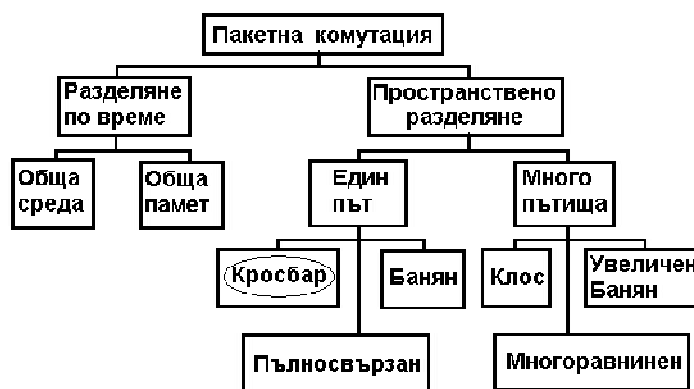
Научно-техническият прогрес позволява увеличаване броя на абонатите включващи се към световни информационни мрежи и предоставянето на нови услуги. Това изисква нови характеристики и нови гигабитни/терабитни маршрутизатори и комутатори. При висока скорост комутационните възли имат сложно управление за диференцирани и интегрирани услуги, различни интерфейси, протоколи, формати на пакетите и др. Мрежите трябва да имат високоскоростно преносно, комутационно и управляващо оборудване за голям капацитет, който да осигури: висока надеждност; голяма сигурност; динамично управление [34].

Развитието на комутационните възли премина от комутация на канали към комутация на пакети, а след това от комутация на пакети с различна дължина към комутация на пакети с фиксирана дължина (сегменти, сегментиране). Съответно, архитектурата на пакетна комутация се придвижва от разделяне по време към пространствено разделяне [35], показано на фигура I.2.

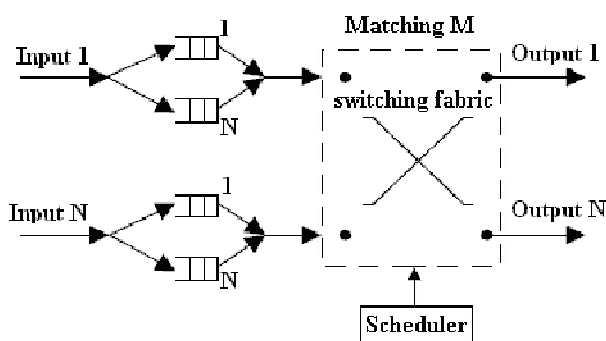
В тази работа се интересуваме от crossbar – комутатор с матричен превключвател. Тази архитектурата се характеризира се с висока модулност, ефективно управление, едновременно комутиране на  $N$  пакета, „малки“ изисквания към хардуера. Комутационното поле се управлява от матричен превключвател – чрез комутационен елемент на „пресечните точки“ на всеки вход и изход.

За предаване на максимален брой заявки се използва паралелизма в комутационното поле. Това се решава чрез „построяване“ на така нареченото безконфликтно разписание (БР). Кросбар може да бъде с входящо; изходящо; входящо-изходящо или вътрешно буфериране [36]. За увеличаване на пропускателната способност е предлагано комбинираното входящо и изходящо буфериране.

Голямо внимание постоянно е привлечено към възможностите на „виртуално изходящо буфериране“ (VOQ - virtual output queue), фигура I.3. На всеки вход се съпоставят буфери за всеки изход [37]. За управлението на това предаване през комутационното поле се изчислява тъй-нареченото безконфликтно разписание (БР). За целта са предложени много алгоритми, и изследванията в продължават.



Фигура I.2. Класификация на архитектурите за пакетна комутация [35]



Фигура I.3 Логическа структура на коммутатор с буфери VOQ [37]

Алгоритъм за БР определя такива основни параметри на комутатора като КПД (пропускателна способност), средно време на изчакване на пакетите (delay), отклоненията от средното време (jitter).

При създаването на разписание за комутатор се цели не само предаването на максимално количество пакети за единица време през него, но и минимизиране времето за изчакване на пакетите, а също и минимизиране на вероятността за блокировка на пакети. Постигането едновременно на тези три цели (математически задачата е известна като *b-partite graph*) води към проблеми с неполиномиална сложност на решението (NP-complete) [38] и наличните алгоритми могат частично да решават тази задача. Затова се появяват нови предложения, свързани и с новите технологични възможности (FPGA) – например [39]. Последният общ обзор на проблематиката присъства в [40]. Като най-нови изследвания можем да посочим [41, 42, 43, 44, 45].

Като формални средства при описанието и изследването на характеристиките на алгоритмите са използвани различни формализми. Ние в изследванията си използваме апарата на Обобщените мрежи [28].

## 1.5 Изводи

Информационните взаимодействия са неразделна част от съществуването на съвременното човешкото общество. Информационните технологии за тяхната реализация и своя напредък се нуждаят от развити формални средства за спецификация, анализ и синтез на сложни системи с паралелни процеси. Обобщените мрежи са мощен съвременен формален апарат, подходящ за тази цел. Алгоритмите за безконфликтно разписание в пакетни комутатори с матричен превключвател са сфера на изследване, конкретна, перспективна и нужна.

По-конкретно, проверката на ефективността на нови алгоритми за безконфликтно разписание винаги започва с моделиране на пропускателната способност на комутационния възел с равномерно натоварване на трафика. Следващата стъпка е проверка на ефективността за неравномерен трафик. Необходимо е да се предложи семейство модели за симулация на трафик с различно натоварване, независимо от хардуерна и софтуерна реализация. Необходимо е да се синтезират модели на добре познати алгоритми със средства на ОМ. Натрупаният опит следва да се използва за разработването на нов алгоритъм за безконфликтно разписание. Предложените модели за изследване на трафик с различно натоварване следва да бъдат използвани в компютърни симулации на производителността на познатите и новия алгоритъм, за изясняване на неговите силни и слаби страни..

## Глава 2. Обобщено-мрежови модели на алгоритми с входящо буфериране и Виртуални изходни опашки (VOQ)

Както беше посочено, от математична гледна точка задачата за безконфликтно разписание (bipartite graph) е с неполиномиална сложност (NP-hard) [38]. Затова са предлагани различни алгоритми за безконфликтно разписание, които в различна степен се доближават до идеала. За получаване на характеристиките им се построяват формални модели на алгоритмите, извършват се симулациите, и се изследват (сравняват) получените резултати.

Ефективността на работата на превключвателите на първо място се оценява по реализираната пропускателна способност (ПС - throughput). Като входящия пакетен трафик задължително се разделя на два вида – равномерен (uniform load traffic) и неравномерен (non-uniform) [35]. Тези видове допълнително се разделят на балансиран, асиметричен (asimetric), небалансиран (non-balansed), бързо-нарастващ (bursty), и други под-видове трафик (hot-spot, Pareto) [34, 40]. При това разнообразие възниква въпросът за адекватното сравнение на резултатите, тъй като в публикациите често не се уточняват конкретните параметри на използваните в компютърните симулации модели на трафика.

Използването на апарата на ОМ ще започнем със специфициране на интуитивно най-„простия“ алгоритъм „Вълнов Фронт“ (WaveFront) [34].

### 2.1. ОМ-модел на централизиран (последователен) "реброви" алгоритъм "Вълнов Фронт" (WaveFront).

Входни данни за алгоритъма се явяват заявки от пакети, подлежащи на комутация. Заявките за предаване на пакети (при VOQ) през комутатор  $n \times n$  се описва от трафична матрица  $T$  с размери  $n \times n$ . Всеки неин елемент  $t_{ij}$ ,  $t_{ij} \in [0,1]$  представлява заявка за предаване на пакети от вход  $i$  към изход  $j$  [36].  $T$  се формира от вектор-ред заявките на всички входове.

Конфликтна ситуация се създава, когато на произволен ред и/или стълб от трафичната матрица броят единици е по-голям от едно. Избягването на конфликти е директно свързано с ефективността на комуникационния възел.

Представеният алгоритъм изчислява набор от матрици  $Q$ , които имат само по един елемент 1 (ако изобщо съществува такъв) във всеки ред и стълб. Този набор от матрици определя безконфликтно разписание за предаване на заявки в комутатора.

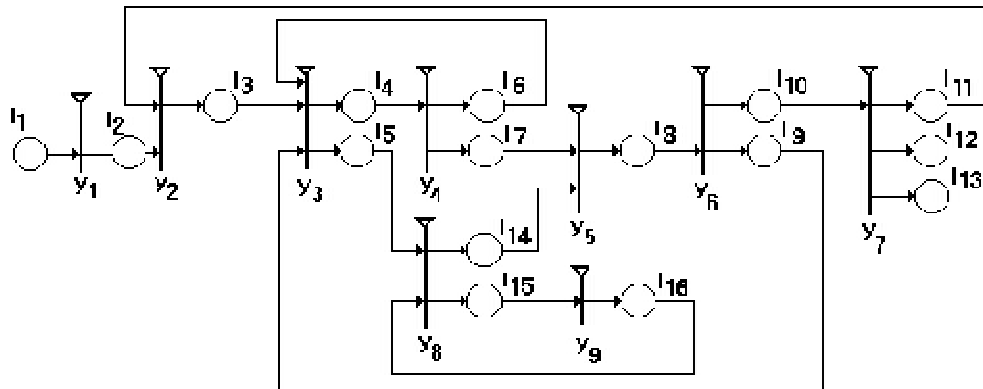
Копираме матрицата  $T$  в междинна матрица  $M$ . Матрицата  $M$  се проверява ред по ред за наличието на поне една единица (1). При първата намерена единица (1) записваме в съответната клетка на матрицата  $T$  нула (0), а в матрицата  $M$  под тази клетка – в същата стълб – също нули (0). Стойността на тази клетка (1) се записва в същата клетка на нова матрица  $R$ , която наричаме матрица на разрешените безконфликтни комутации.

След това преминаваме на следващия ред от матрицата  $M$  и така, докато обходим всички редове. След проверката на последния ред на матрицата  $M$  се образува матрицата  $Q$ , която не съдържа конфликти и на нея се прехвърля контролът върху предаването. Матрицата  $T$  вече не съдържа изпратените за предаване заявки..

Процесът е итеративен. След формирането на първата матрица  $R$  копираме вече променената матрица  $T$  в междинната матрица  $M$  и повтаряме процедурата. Алгоритъмът приключва дейността си, когато в матрица  $T$  не остане нито една единица, т.е. всички заявки са изпълнени.

### 2.1.1 ОМ-модел на алгоритъма „Вълнов Фронт”

Задачата е да построим модел на алгоритъма посредством ОМ, Предложеното решение във вид на ОМ е показано на фиг.П.1.



Фигура П.1. ОМ-модел на алгоритъма „Вълнов Фронт”

Капацитетът на всички дъги е равен на единица. Капацитетът на всички позиции също е равен на единица, с изключение на позиция  $I_{11}$ , която има капацитет  $n$ . Приоритетите на позициите са еквивалентни, приоритетите на трансформациите също са еквивалентни – т.е. не са необходими приоритети. ОМ не притежава локални и глобални времеви компоненти.

Анализът потвърждава получаването на безконфликтно разписание. Но от изчисления (детерминиран) начин на обхождане на матрица  $M$ , се появяват приоритети в изпълнението на заявките.

## 2.2 Две модификации ("разширения") на ОМ-модела на алгоритъма "вълнов фронт".

Ще използваме апарата на ОМ за специфициране на две модификации на алгоритъма, чрез промяна дисциплината на обхождане на стълбовете на трафичната матрица. При първата модификация („left-right”) при четните редове има дисциплина на обхождане на стълбовете на трафичната матрица „отдясно-наляво”. След обхождането на последния ред от матрица М се образува матрица Q, която не съдържа никакви конфликти. Матрица Т вече не съдържа изпратените заявки за предаване. Процесът е итеративен.

При втората модификация („matrix”) при изчисление на нечетните решения за Q използване дисциплина за стълбовете като основния алгоритъм. За четните решения на Q използваме дисциплина „отдясно-наляво”. По този начин проверяваме клетки от  $j=n$  до  $j=1$ . При преминаваме към следващия ред пак проверяваме клетките от  $j=n$  до  $j=1$  и т.н., докато не обходим всички редове. Така се създава матрицата  $Q_{2k}$ . Алгоритъмът приключва действието си, когато в матрица Т не е останала нито една заявка.

### 2.2.1 ОМ-модел на първа и втора модификация на „Вълнов Фронт” алгоритъма

В основния текст са дадени ОМ-спецификациите на двата варианта на „Вълнов Фронт” („left-right”и „matrix”). Сравнение на втората модификация с първата, в която редовете се проверяват последователно в различна посока, е показано в Таблица 1.

Когато имаме пълен трафик ( $T, t_{i,j}=1$ ), в случая, когато  $n = 2^k + 2^{k-1}$ ,  $k \in \mathbb{N}$  ( $k=1,2,3,\dots$ ), и трите алгоритъма работят оптимално (100% пропускателна способност - ПС). В останалите случаи ПС спада рязко.

Представената първа модификация на алгоритъма е с по-добра ПС от втората модификация в първата половина на интервала, ако  $n \in [2^k, 2^k + 2^{k-1}]$ ,  $k \in \mathbb{N}$  ( $k=1,2,3,\dots$ ), и по-лоша – във втората. Тоест спрямо ПС не може еднозначно да се декларира ползата от модификации. .

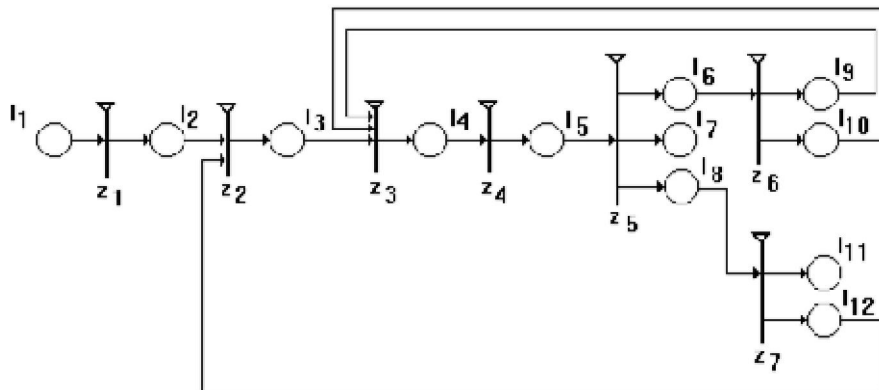
**Таблица 1.** Сравнение за запълнеността на трафичната матрица

n	32	33	34	35	36	37	48	60	61	62	63	64
k left-r	32	48	48	51	48	54	48	76	84	86	88	64
k matrix	32	51	50	52	48	52	48	68	75	76	76	64

Таблица 1 показва броя k на изчислените матрици (Q) като функция от оптималния брой (n) на запълване на трафичната матрица Т (брой заявки =  $n^2$ ).

### 2.3 ОМ-модел на централизиран (последователен) "реброви" алгоритъм "Наблюдение" (Observation).

Този алгоритъм е възможно „най-прост“ – аналог на Time Division Multiplexing [36]. Смисълът е да избираме за решаване елементите от главния диагонал на  $T$  и успоредните му диагонали. Формалното описание с ОМ за получаване на безконфликтно разписание е дадена в основния текст. Предложеното решение във вид на ОМ е показано на фиг.П.2. Главна полза - използва се минимално количество памет



Фиг. П.2. ОМ-модел на алгоритъма "Наблюдение"

Капацитетът на всички дъги е равен на единица. Капацитетът на всички позиции също е единица, с изключение на позицията  $l_7$ , която има капацитет  $n$ . Не са необходими приоритети. ОМ няма локални и глобални времеви компоненти. Избраната дисциплина въвежда приоритети в обслужването на заявки. Алгоритъмът е ефективен само при пълно и равномерно натоварване на входните линии. Затова ще направим модификация на дисциплината на избор на заявка – за избягване на пълния детерминизъм.

### 2.4 Модификация ("разширение") на ОМ-модела на алгоритъма "Наблюдение".

Същността е : вместо избор на заявките от диагонала на  $T$  („твърда“ дисциплина), при следващия ред избираме елемента от стълба, следващ вдясно от вече избрания стълб (ако има заявка). Пълното формално описание е дадено в дисертационния труд.

Изменената дисциплина на проверки за заявка е въведена по описания по-горе начин, за да се подобри резултатът от действието на алгоритъма главно при не-пълна трафична матрица  $T$  за неравномерен трафик (обичайната ситуация).

Формалното описание с ОМ е дадена в основния текст. Компютърното моделиране е извършено със средствата на програмния пакет Vfort на Института по математическо моделиране на РАН [46].

Влошаването на ПС-резултата – по-голям брой матрици  $Q$  с разрешени безконфликтни връзки е подобно на основния вариант. Двата алгоритъма решава оптимално задачата само при максималното натоварване със заявки. При 50-процентно запълване на трафичната матрица със заявки двата алгоритъма са приблизително равноценни (ПС), като ПС се влошава.

## 2.6 Изводи

С използване на формалния апарат на Обобщените мрежи (ОМ) е построен модел на алгоритъма „Вълнов Фронт”. Анализът на модела сочи появяване на приоритетност при обслужването на заявките за комутация от различни входове. Това не е желано свойство. Алгоритъмът „Наблюдение” е добър (100% ПС) само при пълно натоварване по вход (което не е достатъчно) и модификацията му не помага.

С използване на ОМ-моделите следва да бъде извършена компютърна симулация на пропускателната способност, при което да се определя едновременно и времевата сложност на изпълнение на алгоритъма. Това ще разшири базата за сравнение на различни алгоритми за безконфликтно разписание и оценката на възможностите за модификации.

.В резултат на това са направени следните заключения:

1. Показано е, че Обобщените мрежи (ОМ) могат да се използват за моделиране на поставените задачи, защото те имат способността да моделират както структурата на изследвания обект, така и динамиката на процесите в него.
2. За спецификация на алгоритми за безконфликтно разписание е нужна само част от формалните параметри на апарата на ОМ.
3. Специфицираните алгоритми, като представители на интуитивно-очевиден подход, не притежават добра пропускателна способност.

Съдържанието на тази глава е отразено в публикация:

Ташев, Т. Обобщено-мрежов модел на алгоритъма "вълнов фронт" за пакетен комутатор с матричен превключвател. Сборник доклади от Годишна Университетска Научна Конференция 2022, Велико Търново, България, 2022, том 6, Издателски комплекс на НБУ „Васил Левски”, 2022, ISSN:1314-1937, с. 217-225



## Глава 3 Обобщено-мрежови модели и компютърната симулация на КПД на алгоритъм за безконфликтно разписание

В тази глава апаратът на ОМ се използва за синтезиране на модел на добре известния РИМ алгоритъм (Parallel Iterative Matching) [34], в който паралелните процеси са изрично посочени по време на предаване в комутатор на пакети. Той също така използва нов подход за буфериране на входно натоварване - виртуални изходни опашки (VOQ). Този алгоритъм е послужил като основа за много алгоритми за получаване на комутационен график с явен паралелизъм..

### 3.1 Типове входящ трафик. Семейства шаблони за входящ трафик с натрупване по вход.

В изследванията за ПС на моделираните от нас алгоритми за безконфликтни разписания използваме шаблон за “прост” равномерен входящ трафик (i.i.d. Bernoulli uniform [35]). Видът му е показан на фиг. III.1, обозначаваме го като  $Uni_1$ . Тъй като скоростта на сходимост към границата на ПС не ни удовлетвори, решихме да извършим симулация с шаблон за “тежък” балансиран входящ трафик (ще го наричаме тип „Питагор” - сумата на всеки ред/стълб е  $n^2$ ). Неговият вид е показан на фиг. III.2., а неговата скорост на сходимост се оказа много добра. Но цената се оказа увеличаване  $n$  пъти (където  $n \times n$  е размерността на матричния превключвател) времето за симулация.

1	1	...	1
1	1	...	1
⋮	⋮	⋮	⋮
1	1	...	1

1	$2n-1$	$2n-3$	...	3
3	1	$2n-1$	...	5
5	3	1	...	⋮
⋮	5	3	...	⋮
⋮	⋮	5	...	$2n-3$
$2n-3$	5	⋮	...	$2n-1$
$2n-1$	$2n-3$	⋮	...	1

Фиг. III.1 “Прост” шаблон  $Uni_1$

Фиг. III.2 “Тежък” шаблон „Питагор”

Като използваме информацията, че достатъчно условие за “задействането” на регион на нестабилност е главния диагонал в трафичната матрица да е с нулеви стойности (за non-uniform трафик, предложен от Чанг [36]), стигаме до извода, че “Прост” шаблон с “нулев” главен диагонал е решение за Чанг-модел. Такъв шаблон ще обозначаваме като  $Chang_i$  (или “1-0”).

И в случай на неравномерен (non-uniform) трафик сумите от елементите на матрицата  $T$  по редове/стълбове трябва да са равни [36]. В нашата компютърна симулация ще използваме необходим брой матрици  $T$ , такива, че общият брой пакети във всеки ред и стълб на матрица  $T$  да бъдат равни. Тези матрици ще наричаме

семейство шаблони за съответния тип неравномерен трафик. Те притежават следните свойства:

- лесно генериране за всякакъв размер превключвател ( $n \times n$ );
- генерирането не зависи от вида използван хардуер, компилатор и операционна система;
- тяхното точно, оптимално, безконфликтно разписание е известно.

Предложено е семейство шаблони базирано на модела на трафика „гореща точка” (hotspot) [36], който наричаме Чао-модел. Този модел се дава от:  $\lambda_{ij}=0,5\rho$  за  $i = j$  и  $\lambda_{ij}=0,5\rho/(n-1)$  във всички други случаи,  $i, j \in 1, \dots, n$ , където  $\rho$  е натоварването на всеки вход (тип i.i.d. Bernoulli- равномерно разпределение на Бернули).

Първият тип матрици в семейството от шаблони се нарича  $Chao_1$ . Оптималното му разписание изисква  $2(n-1)$  превключвания на комутационната матрица с размери  $n \times n$ . В общия случай  $i$ -тата матрица се отбелязва като  $Chao_i$ . Оптималното ѝ разписание изисква  $2i(n-1)$  превключвания. Тези типове матрици са показани на фигура III.3.

$$T = \begin{matrix} \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 1 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 2 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 1 \\ 1 & 1 & 2 \end{bmatrix} & \dots & \begin{bmatrix} k-1 & \dots & 1 \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ 1 & \dots & k-1 \end{bmatrix} & \dots \\ 2 \times 2 & 3 \times 3 & & k \times k & \end{matrix} \quad T = \begin{matrix} \begin{bmatrix} i & i \\ i & i \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 2i & i & i \\ i & 2i & i \\ i & i & 2i \end{bmatrix} & \dots & \begin{bmatrix} \{k-1\}i & \dots & i \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ i & \dots & \{k-1\}i \end{bmatrix} & \dots \\ 2 \times 2 & 3 \times 3 & & k \times k & \end{matrix}$$

Фиг. III.3 Матрици от типовете  $Chao_1$  и  $Chao_i$

### 3.2 Обобщено-мрежови модел на РІМ-алгоритъм

Това изследване представя резултатите от компютърна симулация на обобщения мрежов модел на известния РІМ-алгоритъм (Parallel Iterative Matching) [34]. При него паралелните процеси са изрично посочени по време на работата на комутатора на пакети. Изграждането на нейния ОМ-модел води до получаване на характеристиките на алгоритъма посредством компютърни симулации. Резултатите от симулациите позволяват да се оценят възможностите на апарата на ОМ за моделиране и анализ на съвременните алгоритми, използвани в комутаторите.

#### 3.2.1 Описание РІМ-алгоритма

Приема се, че комутатора има  $n$  входа и  $n$  изхода.

Алгоритъмът РІМ изчислява поредица от матрици без конфликт  $Q_k$ , всяка от които преминава през три фази.

1. Всеки вход изпраща Заявка към всеки изход, за който има пакет за предаване.

2. Всеки изход произволно избира една от получените заявки и докладва (Предоставяне) за това на съответния вход.

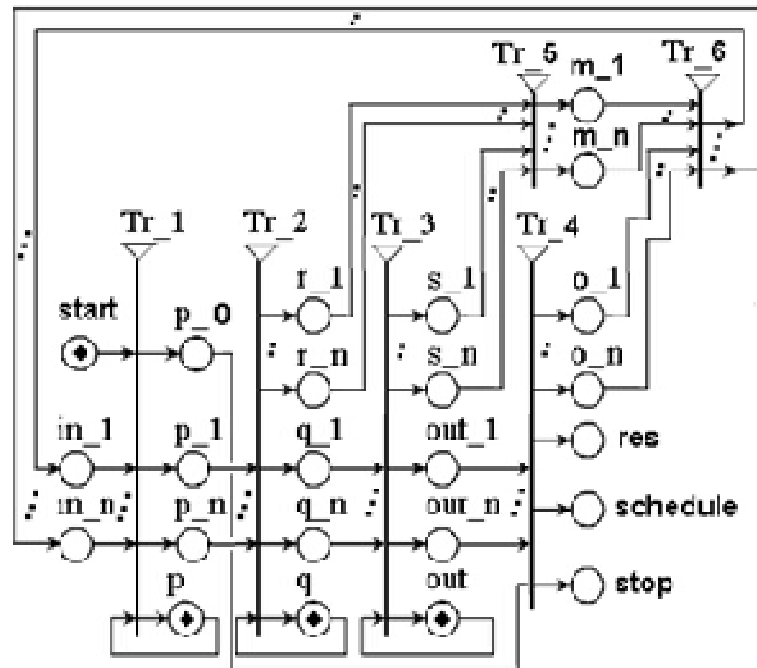
3. Всеки вход, получил грантове, избира на случаен принцип само един от тях. Този пакет ще бъде изпратен за прехвърляне (Приеман) [34].

Входовете се изпълняват паралелно на първата фаза. Изходите изпълняват паралелно втората фаза. Входовете работят паралелно и в третата фаза. Този паралелизъм е пряка покана за използване на ОМ апарата.

Този паралелизъм е нашата основа за прилагането на ОМ.

### 3.2.2 Изграждане на обобщено- мрежови модел на алгоритъма

В основния текст е показано последователно построяване на ОМ-модела. Тук е даден крайният вариант. Описаните три фази на алгоритъма водят към не по-малко от три прехода в ОМ-модела. Графичното представяне е показано на фигура III.4



Фиг. III.4 Графична форма на крайния ОМ-модел на алгоритъма RIM

Най-интересното в дизайна на крайния ОМ-модел е необходимостта от въвеждането на допълнителната позиция p. По този начин постигаме синхронизация на трите фази на алгоритъма (позиции p, q, out). Подобен резултат може да се разглежда като следствие от строгия формален апарат на ОМ.

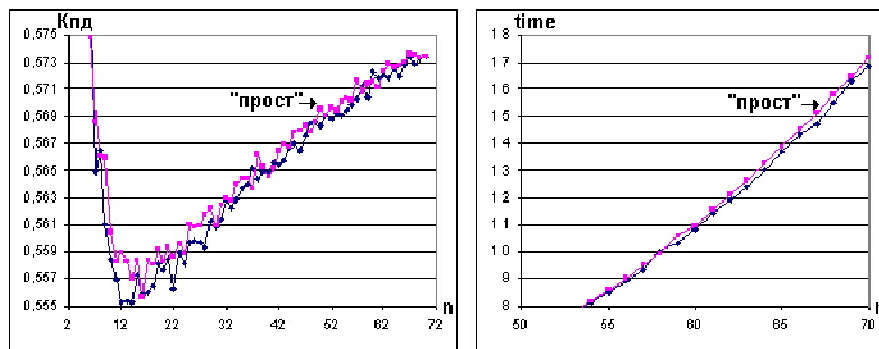
Всеки от преходите има еднакъв приоритет. Това се отнася и за ядрата. Анализът на модела с помощта на ОМ показва, че той изчислява безконфликтно разписание.

### 3.3 Изчислителни експерименти

Преходът от ОМ-модел към изпълнима програма е реализиран с помощта на пакета VFort [46]. В изчислителните експерименти беше използван IBM съвместим Pentium IV компютър с тактова честота 3000 MHz и 2 GB RAM.

От извършените симулации следва, че за “бърза” оценка на ПС на нови алгоритми “Прост” шаблон  $Uni_1$  е задоволителен. Но за оценка на съществуването на регион на нестабилност трябва да се използва  $Chang_i$ .

Резултатите от симулацията с началните шаблони  $Uni_1$  и  $Chang_1$  са показани на фигура III.5. По абсцисата са стойностите на размерността на матричния превключвател – от (3x3) до (70x70). По лявата ордината са отчетени стойностите за Кпд (ПС), а по дясната – времето за изчисляване на безконфликтно разписание (в ms).



Фиг. III.5 ПС при “Прост” шаблон  $Uni_1$  и шаблон “1-0”, вдясно – разхода на време.

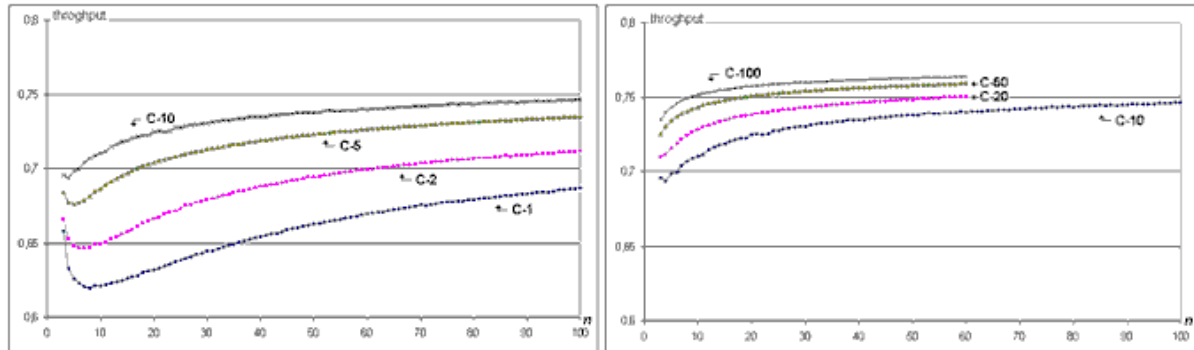
Видно е, че разликите по време са пренебрежими. Разликите по ПС също могат да се пренебрегнат. РИМ-алгоритъма няма регион на нестабилност.

При симулации с увеличаване големината на входящите буфери (индекса  $i$  на шаблона) персоналният компютър е ограничаващ фактор. Потърсихме достъп до по-големи изчислителни мощности. Преходът от ОМ-модел към изпълнима програма е реализиран с помощта на пакета VFort [46]. Сорс-кодът се компилира с помощта на грид-кълъстера в ЦЕРН (<http://lxplus.cern.ch>), а резултантният код се изпълнява локално на същия. Разрешеното време беше 240 часа. Така симулирахме ПС за РИМ до  $Uni_{8000}$ , и получихме стремеж към известната теоретична граница за ПС от 63,2 %. За контрол проведохме симулации на грид-структурата VG01-IPP на ИИКТ-БАН ([www.grid.bas.bg](http://www.grid.bas.bg)). Резултатите съвпаднаха, нашият грид се оказа с около 10% по-бърз.

За ПС със семейството шаблони  $Chao_i$  извършихме симулации на грид-структурата VG01-IPP на ИИКТ-БАН.

На фигурите по-долу  $Chao_i$  е отбелязана като  $C-i$  за  $i=1,2,\dots$  Фигура III.6 показва резултата от компютърни симулации на РИМ-алгоритъма с входящи данни

$Chao_1$ ,  $Chao_2$ ,  $Chao_5$  и  $Chao_{10}$ , а също и за индекси 20, 60, 100. Резултантната пропускателна способност е усреднена за 10 000 симулации за всеки размер, освен за  $Chao_{10}$  и по-големите индекси, където е взето средното от 1000 симулации.



Фиг. III.6 . Резултати за ПС на РИМ за  $Chao_{1,2,3,10,20,50}$  и  $Chao_{100}$

Както е показано на Фиг.6, скоростта на приближаване до определената горна граница се увеличава. Явно е, че тази граница е по-малка от 100% и по-голяма от 76%.

### 3.4 Обобщено-мрежови модел на "тегловен" алгоритъм LPF.

Пропускателната способност (ПС) на комутатора е мярка за ефективността на комутатора. ПС зависи от входящия трафик за дадения алгоритъм. Когато се избере моделът на трафика, ПС е функция на интензитета на входящите заявки [34].

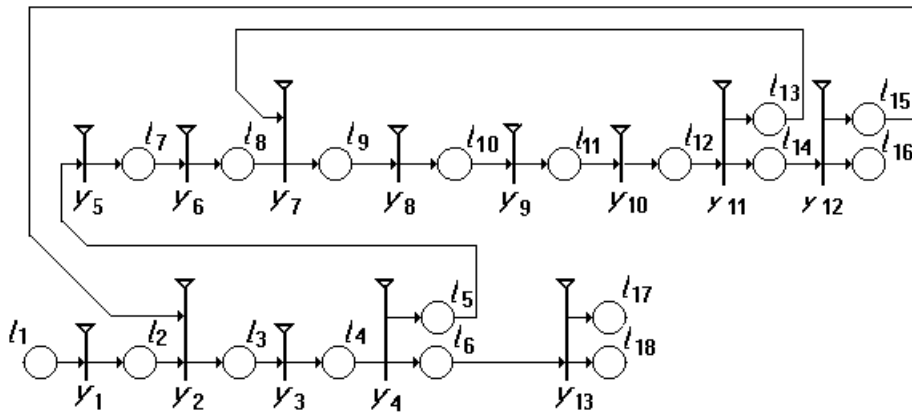
За LPF-алгоритъма [40] съществуването на горна граница на ПС е потвърдено за всички случаи на приемлив (admissible) трафик (ПС е клоняща към 100%). Авторът на LPF представя математическо изследване, според което LPF – е оптимален по два признака [40]. Затова избрахме алгоритъма LPF за нашето изследване. С помощта на Обобщени мрежи построихме неговия модел и направихме компютърна симулация на ефективността му, използвайки серии от шаблони.

Описание на LPF-алгоритъма е дадено в пълния текст. ПС на алгоритъма следва от изборите, направени в Стъпка 5. Ако се появи повече от един елемент със същото максимално тегло, изборът между тях се прави на случаен принцип [40].

#### 3.4.1 Обобщено-мрежови модел на LPF-алгоритъма

Графичното представяне на ОМ-модела е показано на Фиг. III.7.

Приоритетът на всеки от преходите е еднакъв и те имат еднакво отношение към ядрата. Анализът на модела с помощта на ОМ показва решаване на безконфликтната задача. Моделът предоставя допълнителна информация ( $k, r$  и т.н.), която може да се използва за изчисляването на средното ПС. Има възможности и за друга информация

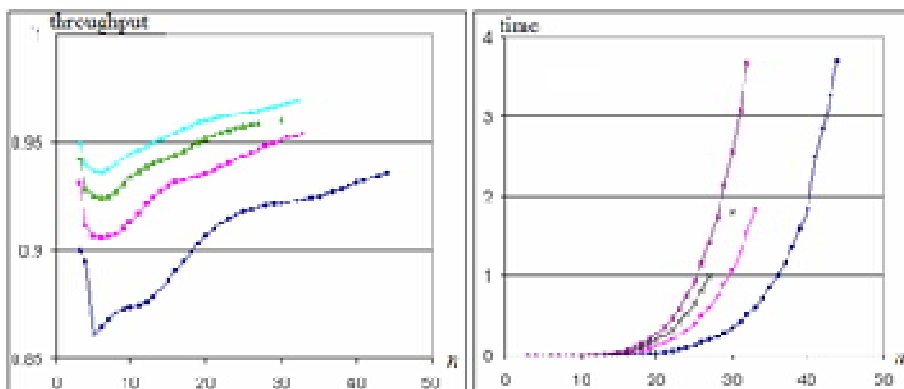


Фиг. III.7. Графична форма на OM-модела на LPF-алгоритъма.

### 3.4.2 Компютърна симулация

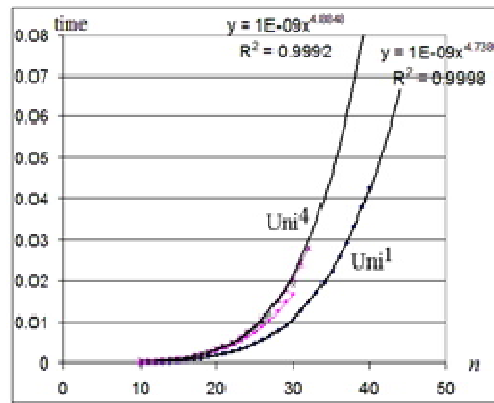
OM-моделът използваме за написване на компютърна програма с пакета Vfort (безплатен достъп [46]). Компиляцията се провежда посредством суперкомпютъра АВИТОХОЛ на ИИКТ-БАН ([www.iict.bas.bg](http://www.iict.bas.bg)). Двоичният код се изпълнява локално на АВИТОХОЛ. Операционната система е Red Hat Linux. Използваните ресурси достигат 16 процесора, 16 GB RAM. Времето за изпълнение не превишава 240 часа.

Входящ трафик – използват се семейство шаблони за равномерно разпределение на Бернули, за симулация на равномерен трафик с  $\rho=100\%$ . (Uni-*i*). Размерността *n* варира от 3x3 до 44x44, изпълняват се по 1 000 000 симулации за шаблони Uni-1, Uni-2, Uni-3, Uni-4. На фигура. III.8 са показани резултантната пропускателна способност (средна) – отляво, времето за една симулация – отдясно.



Фиг. III.8 Пропускателна способност и време за равномерен трафик U-1, ..., U-4

Фигура III.9 представя общата времева сложност за решаването на един шаблон:  $>O(n^{4,7})$ . Това е доста висока сложност. Затова този алгоритъм е полезен на теория, а в практиката не се прилага.



Фиг. III.9. Времева сложност на LPF-алгоритъма за Uni-1, Uni-4 трафик

### 3.5 Изводи

Компютърната симулация на алгоритъма PIM се основава на неговия обобщен мрежов модел. OM-моделът представя ясен паралелизъм на процесите на алгоритъма. Използваният формален апарат дава възможност за получаване на количествени характеристики в резултат на работа на моделиращ алгоритъм.

Разработено е семейство от шаблони за симулиране на неравномерен трафик. Показани са резултатите от компютърните симулации, проведени на гريد-кълъстерите на ЦЕРН и ИИКТ-БАН. Симулациите използват алгоритъма PIM за безконфликтно разписание, специфициран от апарата на Обобщени мрежи. В дизайна на разработения OM-модел е въведена допълнителната позиция  $p$ , която позволява да се получи симетрия в специфицирането на трите фази на алгоритъма.

Апаратът на Обобщени мрежи се прилага за описание на LPF-алгоритъма за моделиране на безконфликтно разписание. OM-моделът води до безконфликтно разписание. Показано е, че времето за изпълнение на една симулация зависи от степента на размерността  $n \rightarrow O(n^{4,7})$ .

В резултат на това са направени следните заключения:

1. Показано е, че апаратът на обобщените мрежи може да се използва за моделиране и анализ на паралелни процеси в алгоритми, използвани в комутаторите.
2. Предложени са OM-модели на PIM и LPF алгоритми. Моделирането в контекста на OM води до явно обозначаване на точки на синхронизация на паралелните процеси в PIM алгоритъма.

3. Симулацията на алгоритъма PIM за предложеното семейство шаблони  $Chao_i$  показва, че пропускателната способност клони към горна граница, която е по-малка от 100% и по-голяма от 76%

Съдържанието на тази глава е отразено в публикациите:

1. Tashev T., Monov V.. Modeling of the hotspot load traffic for crossbar switch node by means of Generalized Nets. 6th IEEE International Conference on Intelligent Systems, IEEE, 2012, ISBN: 978-146732782-4, DOI:10.1109/IS.2012.6335214, p.187-191 (Scopus)
2. Tashev, T. D., Marinov, M. B., Tasheva, R. P., Alexandrov, A. K.. Generalized nets model of the LPF-algorithm of the crossbar switch node for determining LPF-execution time complexity. AIP Conference Proceedings, 1, 2333, American Institute of Physics Inc., NY 11747-4501, USA, 2021, ISBN: 978-073544077-7, ISSN: 0094243X, DOI:10.1063/5.0042856, 090039. SJR (Scopus):0.177



## Глава 4. Нов алгоритъм за безконфликтно разписание MiMa.

Апаратът на Обобщените мрежи е използван в тази глава за описване на нашия алгоритъм МиМа (MiMa – Minimum of Maxima), който изчислява безконфликтното разписание на пакетен комутатор с матричен превключвател с Виртуални изходни опашки (VOQ)..

### 4.1 Критерии за конфликтност при "тегловни" алгоритми.

Ще дефинираме 3 форми на критерий за конфликтност на елементите от виртуалните изходни опашки на входящия трафик.

**Слаба форма:** Елиминирането на конфликти започва с онези, разположени в само в стълба (или само в реда) на матрицата  $T$  на заявките, където има максимален брой конфликти.

**Силна форма:** Елиминирането на конфликти започва с онези, разположени в стълба, а после в реда на матрицата  $T$  на заявките, където има максимален брой конфликти.

**Пълна форма:** Елиминирането на конфликти започва с онези, разположени в елемента на матрицата  $T$ , който има максимална сума на конфликтите в редовете и стълбовете си.

За „слабата” и силна „форма” въвеждаме термините „тегло на конфликтите на реда“  $Col(n)$  и „тегло на конфликтите в стълба“  $Row(n)$ . За „пълната” форма на критерия – терминът „тегло на заявката  $w_{i,j}(n)$  за заявка от входа  $i$  към изхода  $j$ “ е дефиниран в [40]. Предлагаме алгоритъма МиМа, прилагащ силната форма. Целта е да получим по-голямо бързодействие, жертвайки малко от ПС.

#### 4.1.1 Алгоритъмът MiMa

Алгоритъмът МиМа е проектиран да изчислява безконфликтно разписание в комутатора чрез виртуални опашки на изхода. Той е базиран на „силния” критерий за селектиране на безконфликтни решения. Ще дадем кратко описание на алгоритъма МиМа (с цел изчисляване на матрицата  $Q_1$ ).

**Начало.** Най-напред въвеждаме  $n$  и  $R(n, r_{ij}, i, j \in \{1, \dots, n\})$ . ( $R$  е копие на  $T$ ).

**(1)** Пресмята се векторът-стълб  $Col(n)$ , който се състои от сумата от конфликтите на всеки ред (тегло на конфликтите в реда). Ако няма заявки (векторът-стълб съдържа само 0-елементи) **тогава** отиваме на **Край**; **в противен случай** – продължаваме.

(2) Векторът-ред  $Row(n)$ , който се състои от сумата от конфликтите във всеки стълб (теглото на конфликтите в стълба), също се пресмята. Във вектора-ред избираме най-големия елемент, който определя стълба с най-много конфликти. Във вектора-стълб избираме най-големия елемент, който определя преподавателя с най-много конфликти.

(3) Ако има заявка в пресечната точка на реда и стълба, **тогава** вземаме тази заявка като елемент от безконфликтната матрица  $Q_1$ . Записваме временно нулево тегло за тези входящи и изходящи редове. Отиваме на (1); **в противен случай** (ако няма заявка) избираме елемент от вектора  $Col(n)$ , който е най-близък до стойността на максималното тегло (селекцията в реда остава същата).

(4) Проверяваме дали има елемент (заявка) в пресечната точка, след което продължаваме по същия начин като в (3) (пропускаме подробностите). Като резултат в избрания стълб на  $R$  имаме заявка, избрана за комутация (ако изобщо съществува такава заявка). Редът и стълбът, съдържащи избраната заявка се изключват от изчисляването на  $Q_1$ . Отиваме на (1).

**Край.**

Следващите елементи от  $Q_1$  се изчисляват като се повтаря процедурата(1)-(4). Като резултат матрицата  $Q_1$  може да се състои от елементите с максимално тегло на конфликтите от  $R$ . Последната матрица  $Q_m$  ще съдържа само безконфликтни заявки.

## 4.2 Обобщено-мрежови модел на нов "тегловен" алгоритъм - MiMa.

Стъпките за обработване на информацията в MiMa-алгоритъма са ясно дефинирани и следователно можем да опишем ефективно тези процеси с помощта на Обобщените мрежи. Построяването на OM-модел извършваме на основа на следните правила:

- на всеки оператор за сравнение (от алгоритъма) съпоставяме единствен преход в OM-модела;

- на всяка група последователни оператори за присвояване (от алгоритъма) съпоставяме един преход в OM-модела.

Формалното описание с OM има вида:

$$Y_1 = \langle L_1', L_1'', r_1, \vee (L_1') \rangle$$

където  $L_1' = \{ l_1 \}$  ;  $L_1'' = \{ l_2 \}$

а матрицата на индексите е:  $r_1 = \begin{array}{c|c} & l_2 \\ \hline l_1 & true \end{array}$

Характеристичната функция е:

- $\Phi_2 = "k=0, Q_k=0, Col(n), Row(n)"$

Формата на следните преходи в OM-модела са:

$$Y_2 = \langle L_2', L_2'', r_2, \vee (L_2') \rangle$$

където  $L_2' = \{l_2, l_{19}\}; L_2'' = \{l_3\}$

$$r_2 = \begin{array}{c|c} & l_3 \\ l_2 & true \\ l_{19} & true \end{array}$$

- $\Phi_3 = "Col\_m(n) := Col(n); Col\_t(n) := Col\_m(n); Row\_t(n) := Row(n)"$

$$Y_3 = \langle L_3', L_3'', r_3, \vee (L_3') \rangle$$

където  $L_3' = \{l_3\}; L_3'' = \{l_4\}$

$$r_3 = \begin{array}{c|c} & l_4 \\ l_3 & true \end{array}$$

- $\Phi_4 = "Y\_0 := \sum_j Row(j)"$ , ( $j=1,2,\dots,n$ ).

$$Y_4 = \langle L_4', L_4'', r_4, \vee (L_4') \rangle$$

където  $L_4' = \{l_4\}; L_4'' = \{l_5, l_6\}$

$$r_4 = \begin{array}{c|cc} & l_5 & l_6 \\ l_4 & \neg end & end \end{array}$$

Предикатът в  $r_4$  има следната форма:

- $end = "Y_0 = 0"$

Характеристичните функции са:

- $\Phi_5 = "r := 0; k := k+1"$

- $\Phi_6 = "toend"$

$$Y_5 = \langle L_5', L_5'', r_5, \vee (L_5') \rangle$$

където  $L_5' = \{l_5, l_{17}\}; L_5'' = \{l_7\}$

$$r_5 = \begin{array}{c|c} & l_7 \\ l_5 & true \\ l_{17} & true \end{array}$$

- $\Phi_7 = "j\_num := \max[Row\_t(n)]"$

$$Y_6 = \langle L_6', L_6'', r_6, \vee (L_6') \rangle$$

където  $L_6' = \{l_7, l_{12}\}; L_6'' = \{l_8\}$

$$r_6 = \frac{l_8}{l_7 \mid true}$$

$$l_{12} \mid true$$

- $\Phi_8 = "X := \sum_i Col\_t(i) "$ , ( $i=1,2,\dots,n$ ) .

$$Y_7 = \langle L_7', L_7'', r_7, \vee (L_7') \rangle$$

където  $L_7' = \{l_8\}; L_7'' = \{l_9, l_{10}\}$

$$r_7 = \frac{l_9 \quad l_{10}}{l_8 \mid -sum\_X \quad sum\_X}$$

Предикат в  $r_7$  има следната форма:

- $sum\_X = "X = 0 "$

Характеристичните функции са:

- $\Phi_9 = " * "$

- $\Phi_{10} = " * "$

$$Y_8 = \langle L_8', L_8'', r_8, \vee (L_8') \rangle$$

където  $L_8' = \{l_9\}; L_8'' = \{l_{11}\}$

$$r_8 = \frac{l_{11}}{l_9 \mid true}$$

- $\Phi_{11} = "i\_num := \max[Col\_t(n) "$  .

$$Y_9 = \langle L_9', L_9'', r_9, \vee (L_9') \rangle$$

където  $L_9' = \{l_{11}\}; L_9'' = \{l_{12}, l_{13}\}$

$$r_9 = \frac{l_{12} \quad l_{13}}{l_{11} \mid \neg match \quad match}$$

Предикатът в  $r_9$  има следната форма:

- $match = "R(i\_num, j\_num) \neq 0 "$

Характеристичните функции са:

- $\Phi_{12} = "Col\_t(i\_num) := 0 "$

- $\Phi_{13} = "r := r+1 "$

$$Y_{10} = \langle L_{10}', L_{10}'', r_{10}, \vee (L_{10}') \rangle$$

където  $L_{10}' = \{l_{13}\}; L_{10}'' = \{l_{14}\}$

$$r_{10} = \frac{\quad}{l_{13}} \left| \begin{array}{c} l_{14} \\ true \end{array} \right.$$

- $\Phi_{14} = " Q_k(i\_num, j\_num):=1; R(i\_num, j\_num):=0; Col\_m(i\_num):=0; Row(j\_num):=Row(j\_num)-1; Col(i\_num):=Col(i\_num)-1 "$  .

$$Y_{11} = \langle L_{11}', L_{11}'', r_{11}, \vee (L_{11}') \rangle$$

където  $L_{11}' = \{l_{10}, l_{14}\}; L_{11}'' = \{l_{15}\}$

$$r_{11} = \frac{\quad}{l_{10}} \left| \begin{array}{c} l_{15} \\ true \end{array} \right. \\ \frac{\quad}{l_{14}} \left| \begin{array}{c} \\ true \end{array} \right.$$

- $\Phi_{15} = " Col\_t((n):=Col\_m(n); Row\_t(j\_num):=0 "$

$$Y_{12} = \langle L_{12}', L_{12}'', r_{12}, \vee (L_{12}') \rangle$$

където  $L_{12}' = \{l_{15}\}; L_{12}'' = \{l_{16}\}$

$$r_{12} = \frac{\quad}{l_{15}} \left| \begin{array}{c} l_{16} \\ true \end{array} \right.$$

- $\Phi_{16} = " Y := \sum_j Row\_t(j) "$  , (j=1,2,...,n) .

$$Y_{13} = \langle L_{13}', L_{13}'', r_{13}, \vee (L_{13}') \rangle$$

където  $L_{13}' = \{l_{16}\}; L_{13}'' = \{l_{17}, l_{18}\}$

$$r_{13} = \frac{\quad}{l_{16}} \left| \begin{array}{cc} l_{17} & l_{18} \\ -sum\_Y & sum\_Y \end{array} \right.$$

Предикатът в  $r_{13}$  има следната форма:

- $sum\_Y = " Y = 0 "$

Характеристичните функции са:

- $\Phi_{17} = " * "$

- $\Phi_{18} = " Q_k \text{ is ready } "$

$$Y_{14} = \langle L_{14}', L_{14}'', r_{14}, \vee (L_{14}') \rangle$$

където  $L_{14}' = \{l_{18}\}; L_{14}'' = \{l_{19}, l_{20}\}$

$$r_{14} = \frac{\quad}{l_{18}} \left| \begin{array}{cc} l_{19} & l_{20} \\ true & true \end{array} \right.$$

Характеристичните функции са:

- $\Phi_{19} = " * "$
- $\Phi_{20} = " Q_k, k, r "$

Формата на последния преход в OM-модела е:

$$Y_{15} = \langle L_{15}', L_{15}'', r_{15}, \vee \{L_{15}'\} \rangle$$

където  $L_{15}' = \{ l_6 \}; L_{15}'' = \{ l_{21}, l_{22} \}$

$$r_{15} = \frac{l_{21} \quad l_{22}}{l_6 \quad | \quad error \quad \neg error}$$

Предикатът в  $r_{15}$  има следната форма:

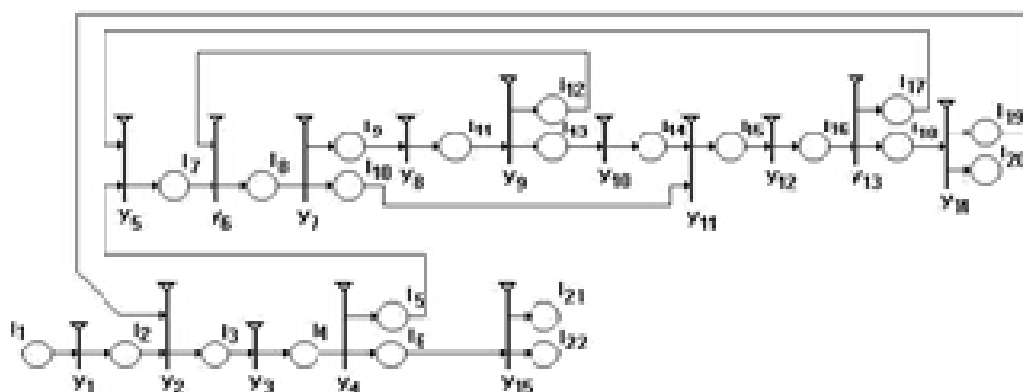
- $error = " k = 0 "$

Характеристичните функции са:

- $\Phi_{21} = " inputerror "$
- $\Phi_{22} = " stop "$

#### 4.2.1 Моделиране на алгоритъма

Описаните фази на алгоритъма водят до поне три цикъла в OM-модела. Моделът на алгоритъма е за възел с  $n$  входа и  $n$  изхода. Графичният вид е показан на фигура IV.1. В първия момент от текущото време за моделиране ядрото (едно) навлиза в позиция  $l_1$  (старт). Краят на изпълнението на MiMa-алгоритъма е обозначен с пристигането на едно ядро в позиция  $l_{22}$  (стоп). В този момент позиция  $l_{20}$  съдържа ядрата на окончателното безконфликтно разписание (ядрата представляват решенията  $Q_1, Q_2, \dots, Q_k$ ).



Фиг. IV.1. Графична форма на OM-модела на MiMa-алгоритъма.

Всеки от преходите има един и същ приоритет. Това се отнася и за ядрата. Анализът на модела посредством OM доказва, че той дава безконфликтно разписание.

Моделът предоставя информация за броя превключващи конфигурации на комутационното поле (променливата  $k$ ), както и за броя пакети, предадени по време на една комутация (променливата  $r$ ). Тази информация ще бъде използвана за изчисление на средната ПС. Възможно е събирането и на друга информация

#### 4.2.3 Семейство шаблони за неравномерен трафик

В това изследване използваме разширени и огледални шаблони. Примерът за случая  $Chao_1$  (за размер  $3 \times 3$ ) е показан на фигура IV.2. В този случай резултантната пропускателна способност е усреднена за  $n$  симулации за всеки размер на комутатора ( $n \times n$ ).

$$R_{(3 \times 3)}^1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 2 \\ 1 & 2 & 1 \\ 2 & 1 & 1 \end{bmatrix} \Rightarrow \begin{bmatrix} 1 & 1 & 2 \\ 1 & 2 & 1 \\ 2 & 1 & 1 \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} 1 & 2 & 1 \\ 2 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 2 \end{bmatrix}, \begin{bmatrix} 2 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 2 \\ 1 & 2 & 1 \end{bmatrix}$$

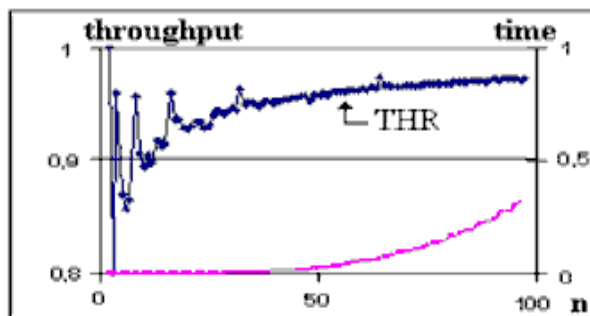
Фиг.IV.2. Пример за матрици от типовете  $Chao_z^1$  за размер  $(3 \times 3)$

#### 4.2.4 Резултати от грид-симулациите

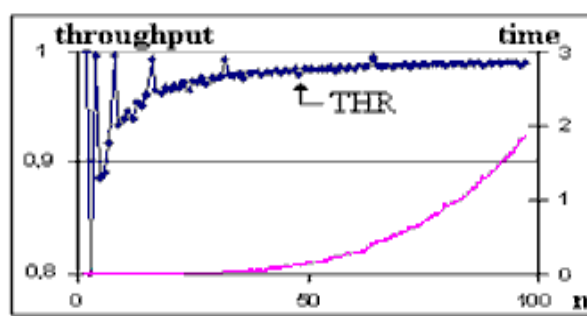
Преходът от OM-модела към изчисляващата програма е осъществен както е показано в наша публикация. Кодът е създаден с помощта на пакета Vfort (със свободен достъп) [46]. Той е компилиран с помощта на грид-кълъстера BG01-IPP на ИИКТ-БАН ([www.grid.bas.bg](http://www.grid.bas.bg)). Резултантният код се изпълнява локално на грид-кълъстера. Операционната система е ScientificLinux rel.6.5. Използвахме ресурси: до 16 процесора (2 blades), 32 нишки, 2GB RAM. Времето за изпълнение е  $< 72$  часа.

Във фигурите по-долу  $Chao_z^i$  е означено като Cz-i за  $i=1,2,\dots$ . Фигура IV.3 показва резултатите от компютърната симулация на MiMa-алгоритъма с входящ параметър  $Chao_z^1$ . Размерите на превключващата матрица са симулирани от  $3 \times 3$  до  $97 \times 97$ . Резултантната пропускателна способност е усреднена за  $n$  симулации за всеки размер на превключвателя ( $n \times n$ ). Пропускателната способност за една симулация се изчислява като  $(2i(n-1))/k$ , т.е. нормализирана към пълната пропускателна способност на комутационния възел (1 е равно на 100%); времето е дадено в секунди.

Фигура IV.4 представя резултатите при входящ параметър  $Chao_z^{10}$ , а Фигура 3 представя резултатите при  $Chao_z^{100}$ . Като сравним двете фигури, виждаме, че пропускателната способност се увеличава, когато броя на шаблоните ( $i$ ) е голям, като времето за изпълнение също се увеличава. Експерименталните резултати показват, че скоростта на доближаването до определена граница също се увеличава (фигура IV.5).

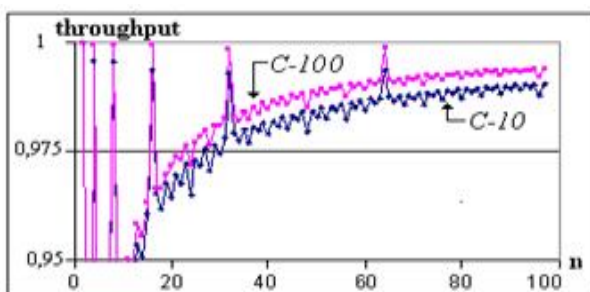


Фиг.IV.3 ПС и времето при Cz-1

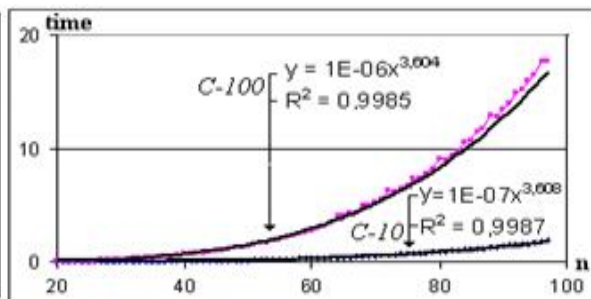


Фиг.IV.4.ПС и времето за Cz-10

Фигура IV.6 представя сравнението на времето за изпълнение за шаблоните  $Chao^{10}_z$  и  $Chao^{100}_z$ . Тук  $y$  е приближението на полиномите за размера на матрицата  $R$  от  $13 \times 13$  до  $97 \times 97$ ;  $R_2$  е корелацията в данните.



Фиг.IV.5. Сравнение ПС Cz-10, Cz-100



Фиг.IV.6 Времето за Cz-10 и Cz-100

Фигурите от 3 до 5 показват, че границата на THR е по-малка от 100%, но клони към тази стойност. Освен това е показано, че времето за изпълнение нараства линейно с увеличаване индекса на шаблона  $i$  за  $i=1,10,100$ . Това отговаря на линейно нарастване размера на входящия буфер.

Зависимостта на времето за решение за цялата матрица  $T$  е пропорционална на степента  $O(n^{3.6})$ . Това време включва изчислението  $i \cdot 2 \cdot (n-1)$  на решенията за комутации. Така че сложността на времето за едно решение (една матрица  $Q_i$ ) трябва да се намали с една степен. Следователно за шаблон  $Chao^i_z$  времето за изпълнение на MiMa-алгоритъма е пропорционално на степента на  $n$  равна на 2,6. Това е много близо до известното минимално теоретично изчислено  $O(N^{5/2})$  [40] за сложността на тегловните алгоритми като MiMa-алгоритъма.

### 4.3 Проверка на принципа "винаги избирай най-тежък коефициент". Варианти на MiMa "max-min", "min-max", "min-min".

Новият алгоритъм MiMa (Minimum от Maxima) е предложен от автора на този дисертационен труд. Пропускателната способност на превключвателя по времена



работа на алгоритъма MiMa клони към 100% както за равномерен трафик Uni, така и за трафик тип „гореща точка“ (Chao). И в двата случая обаче има „тракане“ на ПС, когато се приближи до границата, за разлика от монотонното приближаване до границата на ПС за класическия PIM алгоритъм. Възниква въпросът дали е възможно да се модифицира MiMa-алгоритъмът, за да се получи по-„гладък“ ход на неговата ПС. А може би и да се увеличи.

За целта е изследвана версия на алгоритъма MiMa с нов избор на начален елемент (min-max) в сравнение с оригиналната версия на алгоритъма (max-max).

#### 4.3.1. Избор на главен елемент за безконфликтна комутиция в MiMa

Същността на алгоритъма се дава от характеристичната функция  $\Phi_7$  на прехода  $Y_5$  и от характеристичната функция  $\Phi_{11}$  на прехода  $Y_8$ . Формално, с помощта на ОМ, това се записва като:

$$Y_5 = \langle L_5', L_5'', r_5, \vee (L_5') \rangle$$

$$Y_8 = \langle L_8', L_8'', r_8, \vee (L_8') \rangle$$

$$\text{където } L_5' = \{l_5, l_{17}\}; L_5'' = \{l_7\}, \quad r_5 = \frac{l_7}{l_5} \left| \begin{array}{l} true \\ true \end{array} \right. \quad \text{където } L_8' = \{l_9\}; L_8'' = \{l_{11}\},$$

$$r_8 = \frac{l_{11}}{l_9} \left| \begin{array}{l} true \end{array} \right.$$

$$\bullet \Phi_7 = "j\_num := \max[Row\_t(n)]"$$

$$\bullet \Phi_{11} = "i\_num := \max[Col\_t(n)]"$$

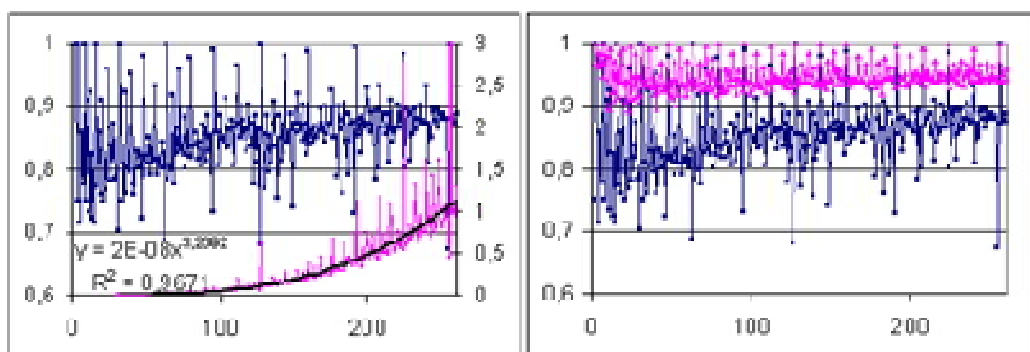
Функцията  $\Phi_7$  определя номера на изходния порт, към който е деклариран максимален брой пакети за превключване (по текущия момент на симулация). Съответно след това функцията  $\Phi_{11}$  определя номера на входния порт, който има (към текущия момент на симулация) максимален брой заявки. Ако "пресечната точка" на тези числа в матрицата на заявките от входящия трафик не е празна (има заявка), тази клетка се избира за превключване. След това процесът се повтаря, докато се формира решение (безконфликтно) за превключване.

MiMa-алгоритъмът реализира дисциплината за избор на тип "max-max" - избира се елементът с максимални "тегла на конфликти" по изход и вход (в тази последователност). Следователно са възможни 3 модификации на алгоритъма: избор на тип "min-min"; избор на тип "max-min"; избор на тип "min-max". Резултатът от симулацията ПС на първата модификация не е добър. Тук ще покажем резултатите за опцията „min-max“.

### 4.3.2 Компютърна симулация на ПС

Входящият трафик използва модела Uni на равномерно разпределен трафик с равномерно натоварване (i.i.d. Bernoulli uniform).

Фигура IV.7 показва резултатите от алгоритъма за фамилията шаблони U-1 и U-10. Означението U-i се използва за трафик тип  $T^i$ . Размерът n на входната матрица  $T^i_{(k,k)}$  е показан по хоризонталната координатна ос. Лявата вертикална ос показва пропускателната способност на алгоритъма. На дясната вертикална ос - време за изчисляване на графика (в секунди).



Фиг.IV.7 ПС за модифициран  $MiMa_m$  (U-1, време) и  $MiMa_m$  (U-1, U-10).

При сравнение на ПС на алгоритъма за семейството от шаблони U-1, U-10, U-100 тя нараства с увеличаването на индекса i и клони към граничната ПС (100%). Времето за изчисление е от порядъка на третата степен на n.

### 4.3.3. Сравнение на вариантите

В сравнение със случая min-min, полученият резултат несъмнено е „по-добър“, затова min-min не е показан тук. Но в сравнение с модификацията max-min, резултатът за ПС беше за нас неочакван - ПС е същата. Затова трябваше да сравним времето за изчисления. Това е показано в пълния текст. Последната изследвана модификация има малко по-добро време за изчисление (по-малко разходвано време).

Основният извод е, че промяната на дисциплината за избор на начален елемент за превключване не доведе до „изглаждане“ или увеличаване на ПС при приближаване до границата. В допълнение, скоростта на нарастване на ПС до границата се забавя (по отношение на случая max-max). Резултатите от симулацията водят до заключението, че вариантът max-max дава най-добър резултат.

## 4.4 Изводи

Резултатите от нашата симулация на  $MiMa$ -алгоритъма показват, че пропускателната способност клони към горната граница, която има максимална

стойност 100%. Показахме, че сложността на MiMa-алгоритъма клони към оптималната теоретична такава. Следователно MiMa може да служи за контролна точка на бързодействието на „тегловня“ тип алгоритми.

Изследване е версия на алгоритъма MiMa с нов избор на начален елемент (min-max) в сравнение с оригиналната версия на алгоритъма (max-max). Получените резултати се сравняват с резултатите от симулацията на два други избора (max-min) и (min-min) за оригиналния елемент. Заключение е, че прилагането на принципа „необходимост от избор на максимално тегло“ (оригиналния алгоритъм MiMa) дава най-добри резултати за пропускателната способност на възела.

Съдържанието на тази глава е отразено в публикациите:

1. Tashev T., Marinov M., Monov V., Tasheva R.. Modeling of the MiMa-algorithm for crossbar switch by means of Generalized Nets. Proceedings of the 2016 IEEE 8th International Conference on Intelligent Systems (IS), 4-6 Sept. 2016, Sofia, Bulgaria., IEEE, 2016, ISBN: 978-1-5090-1354-8, DOI: 10.1109/IS.2016.7737486, p.593-598 (WoS, Scopus)
2. Ташев Т., Монов В., Петров П.. Эффективность принципа „выбрать максимальный вес“ для расчета пропускной способности коммутатора пакетов с использованием MiMa-алгоритма. Материалы XXI Международной научной конференции DCCN-2018, Российский университет дружбы народов, Москва, Россия, 2018, ISBN: 978-5-209-09082-3, с.71-78 (eLibrary)

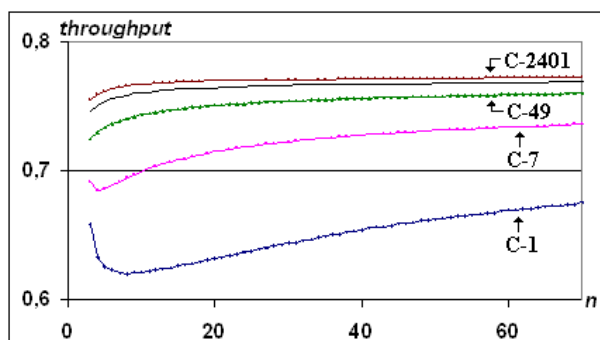
## Глава 5. Числена процедура за точна горна граница на Пропускателната способност на алгоритмите

В настоящия раздел е описана числена процедура за изчисляване горната граница на ПС (пропускателната способност на комутатора). Ако тя съществува, тогава решението е единствено. В тази процедура използваме резултатите от компютърната симулация на THR, проведена на грид-структурата BG01-IPP на ИИКТ-БАН ([www.grid.bas.bg](http://www.grid.bas.bg)) и суперкомпютъра „АВИТОХОЛ” на БАН. Нашето моделиране на ПС започва с PIM-алгоритъма, Чао-модела за „хотспот“ (Chao<sub>i</sub>) входящ трафик [36] и 100% интензитет на натоварването на всеки вход (равномерно разпределение на Бернули). Получените резултати дават горната граница на ПС за  $n \in [3, 100]$ , което ни позволява да изчислим границата на THR за  $n \rightarrow \infty$ : резултатът е  $0.775 \pm 0.001$ .

### 5.1 Входящи данни. Постановка на задачата. Съществуване на решението.

Тук използваме семейство шаблони-матрици модела на Чао [102] за входни данни. Матриците за модела на Чао може да се разглеждат като адитивна сума между Uni-трафик и безконфликтен трафик.

На фигура.1 са показани резултатите от работа на алгоритма. По абсцисата е показана размерността  $n$  на матрицата  $T$  (от 2 до 70). По ординатата на Фиг.1 е показана ПС. Всяка точка е средното значение за 10 000 симулации.



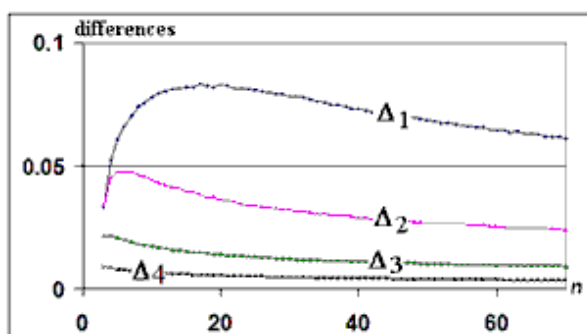
Фиг.V.1 ПС на PIM-алгоритъма за Чао-трафик.

Данните от фигура V.1 показват нарастване на пропускателната способност при увеличаване на  $n$  за всеки използван шаблон. При “преминаване” към “по-тежък” шаблон (увеличаване на  $i$ ) минимума се измества наляво, а скоростта на нарастване на ПС намалява. Това ни дава основание да предположим съществуване на горна граница на ПС за симулирания вид трафик.

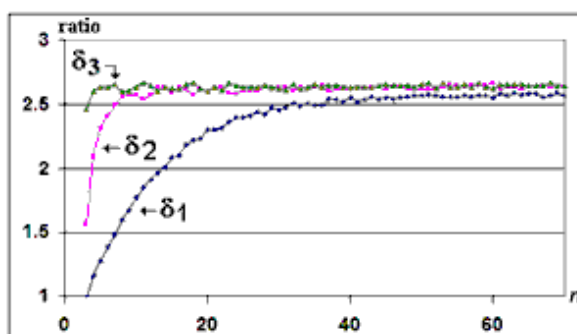
## 5.2 Процедура за изчисляване на горна граница на ПС в зазден работен диапазон.

Описаната процедура изчислява сходимостта на ПС на комутатора към конкретна стойност (горна граница) за всяка стойност на  $n$  по резултатите от изчислителните експерименти. Тук ние ще дадем използването и със данните от фиг.1 – за избраната последователност от шаблони  $Chao_i$ ,  $i = 1, m^1, m^2, m^3, m^4$ , където  $m=7$  ( $Chao_1, Chao_7, Chao_{49}, Chao_{343}, Chao_{2401}$ ). На първо място за нас е важно да проверим твърдението  $\delta = m^{-1/2}$  (това е евристичното решение, при  $m=2,3,4,5$  е вярно).

Изчисляваме разликата между ПС за „съседни“ шаблони. Строим графика както е показано на фигура V.2. Имаме  $\Delta_1 = \text{ПС}(Chao_7) - \text{ПС}(Chao_1)$ ,  $\Delta_2 = \text{ПС}(Chao_{49}) - \text{ПС}(Chao_7)$ ,  $\Delta_3 = \text{ПС}(Chao_{343}) - \text{ПС}(Chao_{49})$ ,  $\Delta_4 = \text{ПС}(Chao_{2401}) - \text{ПС}(Chao_{49})$ .



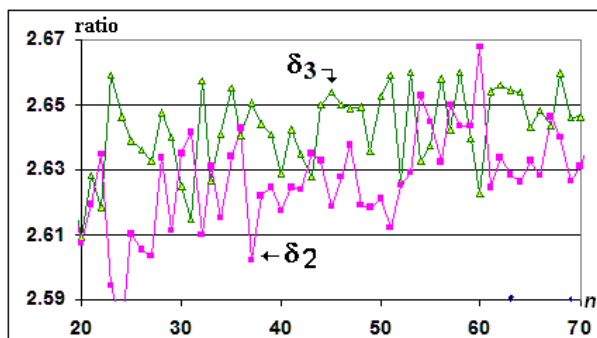
Фиг.V.2 Разлики между ПС.



Фиг.V.3 Отношение между разл. ( $\delta_1, \delta_2, \delta_3$ ).

Изчисляваме отношение на разликите  $\delta_1 = \Delta_1 / \Delta_2$ ,  $\delta_2 = \Delta_2 / \Delta_3$ ,  $\delta_3 = \Delta_3 / \Delta_4$ . Графиките са показани на фигура V.3.

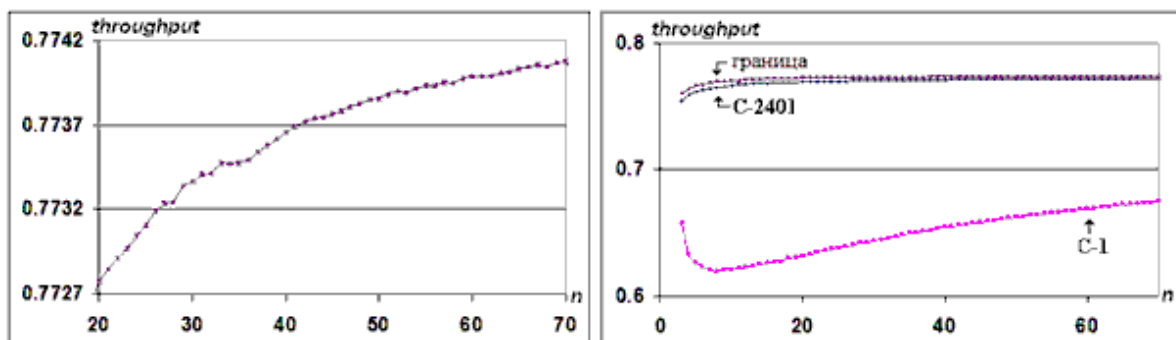
Параметърът на сходимост  $\delta_1$  е силно повлиян от преместването на минимума на ПС наляво, докато  $\delta_2$  клони към очакваната стойност  $\sqrt{7} \approx 2,646$  отдолу. Докато  $\delta_3$  «добре» се колебае около  $2,643 \pm 0,017$ . Това може да се види на фигура V.4.



Фиг.V.4 Отношение ( $\delta_2, \delta_3$ ) по-прецизен изглед.

Резултатите от моделирането показват, че изключвайки зоната на преместване на минимума на ПС ( $2 < n < 20$ ), разликите на ПС между „стъпките” на шаблоните намаляват в геометрична прогресия. От теорията е известно, че безкрайна числова редица от вида  $1/a + 1/a^2 + 1/a^3 + \dots + 1/a^i + \dots$ , когато  $a > 1$ , е сходима при  $i \rightarrow \infty$  към стойността  $\text{Sum}(a) = 1/(a-1)$ . Като приемем, че в нашия случай разликите  $\Delta_2, \Delta_3, \dots$  образуват такава редица с  $a = 2,64575$ , то коефициента на сходимост за показаните резултати е  $\text{Sum}(2,64575) = 1/(2,64575-1) = 0,607625$ .

Тогава получаваме значенията на горната граница за конкретни  $n$ , използвайки шаблона с най-голям номер -  $\text{Chao}_{2401}$ , по следния начин: **ГраницаПС( $n$ )** = ПС( $\text{Chao}_{2401}(n)$ ) +  $\text{Sum}(2,64575)$ .  $\Delta_4(n) = \text{ПС}(\text{Chao}_{2401}(n)) + 0,607625$ .  $\Delta_4(n)$ . (на фигура V.5).

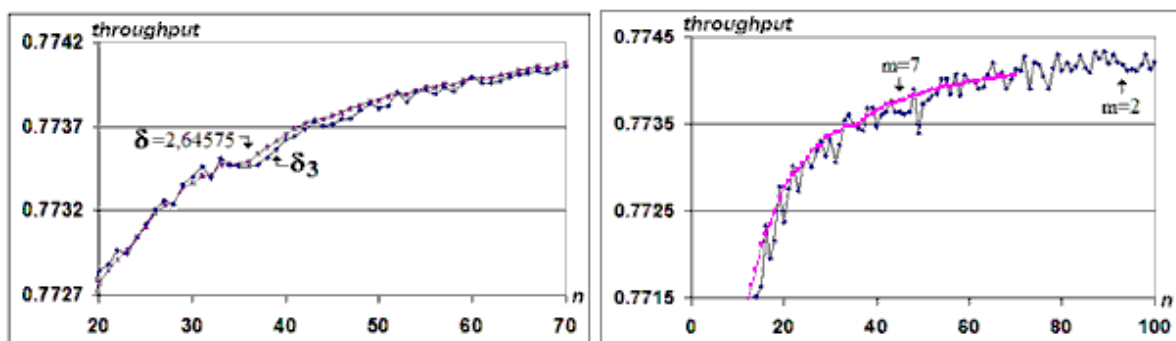


Фиг.V.5 Изчислената горна граница на ПС. Фиг.6 Изходните данни и г. граница на ПС.

Най-големите стойности са ПС ( $\text{Chao}_{2401}(70) = 0,772005$ ),  $\Delta_4(70) = 0,003401$ , **ГраницаКпд(70) = 0,774031**. Съотнесена към данните за първия и най-големия шаблон, използвани при симулациите, границана на ПС е показана на фигура V.6.

### 5.3 Проблеми на точността в работен диапазон.

Да разгледаме случая, когато горната граница се изчислява не чрез умножение на разликата  $\Delta_4$  по константата  $\text{Sum}(2,64575)$ , а чрез умножение по променлива величина. А именно  $\text{Sum}(\delta_3) = 1/(\delta_3-1)$ . Така можем да оценим влиянието на неточността на данните от симулацията върху крайния резултат (горната граница).



Фиг.V.7 Г.гран. на ПС при  $\delta_3 = \text{const}$ ,  $\delta_3 = \text{var}$ . Фиг.V.8 Г. гран. на ПС при  $m=7$  и  $m=2$ .

Сравнението между кривата от фиг.V.5 и новия резултат е показан на фиг.V.7.

Могат да се сравнят вече получените резултати. Ние ще направим това с изчислената горна граница за „стъпка”  $m=2$ . Там е избран като най-добър резултат  $\delta_5 \approx 1,41 \pm 0,025$ . Съответно горната граница е изчислена по данните от шаблони  $\text{Chao}_{64}$  и  $\text{Chao}_{32}$  (10 000 симулации). Сравнението на тази граница с получената по-горе е показана на фигура V..8.

Конкретно можем да извлечем следната полза. Оценката за граничната стойност на ПС (по данните за  $m=2$ ) е  $0,775 \pm 0,001$ . От фигура V.8 правим извода, че това е леко завишена оценка. Смятаме, че граничната стойност на ПС е със значение  $0,7748 \pm 0,0005$  (при  $n \rightarrow \infty$  теоретично  $1-1/(2e-1)$ ).

#### 5.4 Спецификация на числената процедура.

Ще използваме следните дефиниции.

**Definition 1.** Function  $f$  is defined as

$$f(n, i) = \text{THR}(n, i) \quad (1)$$

**Definition 2.** Function  $V$  is defined as

$$V(n) = \lim_{\substack{i \rightarrow \infty, \\ n \in [n1, n2]}} f(n, i) \quad (2)$$

**Definition 3.** The absolute upper bound  $U$  of THR is

$$\text{defined as } U = \lim_{\substack{i \rightarrow \infty, \\ n \rightarrow \infty}} f(n, i) \quad (3)$$

В нашето изследване решаваме задачата в две стъпки: доказване, че решението съществува; изчисляване на решението. Описанието на първата стъпка е дадено по-долу.

$$\begin{aligned} f_1(n) &= f(n, 1), \quad f_2(n) = f(n, 2), \quad \dots, \quad f_q(n) = f(n, q) \\ \text{res}_j(n) &= f_{j+1}(n) - f_j(n) = f(n, j+1) - f(n, j) \\ \text{res}_{q-1}(n) &= f_q(n) - f_{q-1}(n) = f(n, q) - f(n, q-1) \end{aligned} \quad (4)$$

$$\begin{aligned} \delta_j(n) &= \frac{\text{res}_{j+1}(n)}{\text{res}_j(n)} = \frac{f_{j+2}(n) - f_{j+1}(n)}{f_{j+1}(n) - f_j(n)} = \frac{f(n, j+2) - f(n, j+1)}{f(n, j+1) - f(n, j)} \\ \delta_{q-2}(n) &= \frac{\text{res}_{q-1}(n)}{\text{res}_{q-2}(n)} = \frac{f_q(n) - f_{q-1}(n)}{f_{q-1}(n) - f_{q-2}(n)} = \frac{f(n, q) - f(n, q-1)}{f(n, q-1) - f(n, q-2)} \end{aligned} \quad (5)$$

$$f(n, q) = f(n, q-1) + \delta_{q-2}(n) \cdot [f(n, q-1) - f(n, q-2)]$$

или

$$f_q(n) = f_{q-1}(n) + \delta_{q-2}(n) \cdot \text{res}_{q-2}(n) \quad (6)$$

$$f_{q+1}(n) = f_q(n) + \delta_{q-1}(n) \cdot \text{res}_{q-1}(n) \quad (7)$$

$$f_{q+2}(n) = f_{q+1}(n) + \delta_q(n) \cdot \text{res}_q(n) \quad (8)$$

$$f_{q+3}(n) = f_{q+2}(n) + \delta_{q+1}(n) \cdot \text{res}_{q+1}(n) \quad (9)$$

$$f_{q+2}(n) = f_q(n) + [\delta_{q-1}(n) \cdot + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n)] \cdot \text{res}_{q-1}(n) \quad (10)$$

$$\begin{aligned} f_{q+3}(n) &= f_q(n) + [\delta_{q-1}(n) \cdot + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n) + \\ &+ \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n) \cdot \delta_{q+1}(n)] \cdot \text{res}_{q-1}(n) \end{aligned} \quad (11)$$

Ще извършим  $q$  симулации, за да получим  $q$  криви за ПС (THR).

$$\begin{aligned} f_1(n) &= f(n, 1), f_2(n) = f(n, 2), \dots, f_q(n) = f(n, q) \\ res_j(n) &= f_{j+1}(n) - f_j(n) = f(n, j+1) - f(n, j) \\ res_{q-1}(n) &= f_q(n) - f_{q-1}(n) = f(n, q) - f(n, q-1) \end{aligned} \quad (4)$$

$$\begin{aligned} \delta_j(n) &= \frac{res_{j+1}(n)}{res_j(n)} = \frac{f_{j+2}(n) - f_{j+1}(n)}{f_{j+1}(n) - f_j(n)} = \frac{f(n, j+2) - f(n, j+1)}{f(n, j+1) - f(n, j)} \\ \delta_{q-2}(n) &= \frac{res_{q-1}(n)}{res_{q-2}(n)} = \frac{f_q(n) - f_{q-1}(n)}{f_{q-1}(n) - f_{q-2}(n)} = \frac{f(n, q) - f(n, q-1)}{f(n, q-1) - f(n, q-2)} \end{aligned} \quad (5)$$

$$f(n, q) = f(n, q-1) + \delta_{q-2}(n) \cdot [f(n, q-1) - f(n, q-2)]$$

или

$$f_q(n) = f_{q-1}(n) + \delta_{q-2}(n) \cdot res_{q-2}(n) \quad (6)$$

$$f_{q+1}(n) = f_q(n) + \delta_{q-1}(n) \cdot res_{q-1}(n) \quad (7)$$

$$f_{q+2}(n) = f_{q+1}(n) + \delta_q(n) \cdot res_q(n) \quad (8)$$

$$f_{q+3}(n) = f_{q+2}(n) + \delta_{q+1}(n) \cdot res_{q+1}(n) \quad (9)$$

$$f_{q+2}(n) = f_q(n) + [\delta_{q-1}(n) + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n)] \cdot res_{q-1}(n) \quad (10)$$

$$\begin{aligned} f_{q+3}(n) &= f_q(n) + [\delta_{q-1}(n) + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n) + \\ &+ \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n) \cdot \delta_{q+1}(n)] \cdot res_{q-1}(n) \end{aligned} \quad (11)$$

Оттук можем да изведем следното:

**Твърдение.** Когато  $p \rightarrow \infty$  в (12), тогава  $\{(q+p) \rightarrow \infty\}(n)$  е търсеното  $V(n)$ .

Следователно, ако съществува горна граница на пропускателната способност на комутационния възел, тогава :

**Следствие 1.** Ако са изпълнени горните допускания, съществува сумата

$$\begin{aligned} f_{q+p}(n) &= f_q(n) + [\delta_{q-1}(n) + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n) + \dots \\ &+ \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n)) \dots \delta_{q+p-2}(n)] \cdot res_{q-1}(n) \end{aligned} \quad (12)$$

**Твърдение .** Когато  $p \rightarrow \infty$  в (12) тогава  $f_{(q+p \rightarrow \infty)}(n)$  е търсеното  $V(n)$ .

$$\lim_{\substack{p \rightarrow \infty, \\ q = const}} [\delta_{q-1}(n) + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n) + \dots \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n)) \dots \delta_{q+p-2}(n)]$$

**Следствие 1.** При горното предположение сумата :

$$\delta_{q-1}(n) + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n) + \dots + \delta_{q-1}(n) \cdot \delta_q(n)) \dots \delta_{q+p-2}(n) \quad (13)$$

за  $p \rightarrow \infty$  е сходяща и има граница  $S$

**Следствие 2 .** Ако горната граница за THR съществува, тогава решението за  $V(n)$  е единствено

$$V(n) = f_q(n) + S \cdot res_{q-1}(n) \quad (14)$$

Ако можем да изчислим  $S$  от (13) знаейки  $\delta_1(n), \delta_2(n), \dots, \delta_{q-2}(n)$  това ни позволява да получим  $V(n)$ . За тази цел се нуждаем от връзката  $\delta_{j+1} = \phi(\delta_j)$ .

$$f_{p \rightarrow \infty}(n, i) = f(n, 64) + [(2^{1/2} - 1)^{-1}] \cdot (f(n, 64) - f(n, 32))$$

По-горе е показано решение, следващо от  $i=32, i=64$  и  $m=2$ . Използвайки изчисления с висока изчислителна мощност за широкомащабни симулации достигнахме до общото евристично решение :

Съществува



Зависимостта  $\delta_{j+1} = \phi(\delta_j)$  е  $\delta_{j+1} = \delta_j = m^{-1/2}$  с точност погрешността на симулациите (където  $i \in [1, i2], n \in [n1, n2], m \in [2, 3, 4, \dots], i = 1, m^1, \dots, m^p, \dots$ ).

Следващият въпрос за изследване е дали процедурата е стабилна. Тук ще разгледаме случая с малки, асимптотично изчезващи пертурбации.

### 5.5 Компютърни симулации за изучаване стабилността на числената процедура

Въвеждаме пертурбации в модела Чао както следва: най-напред модифицираме семейството шаблони до „огледалния” вариант(описано в пълния текст).

Второ, редуцираме броя заявки в избран (например първия) входящ ред с единица (т.е. минус една заявка).

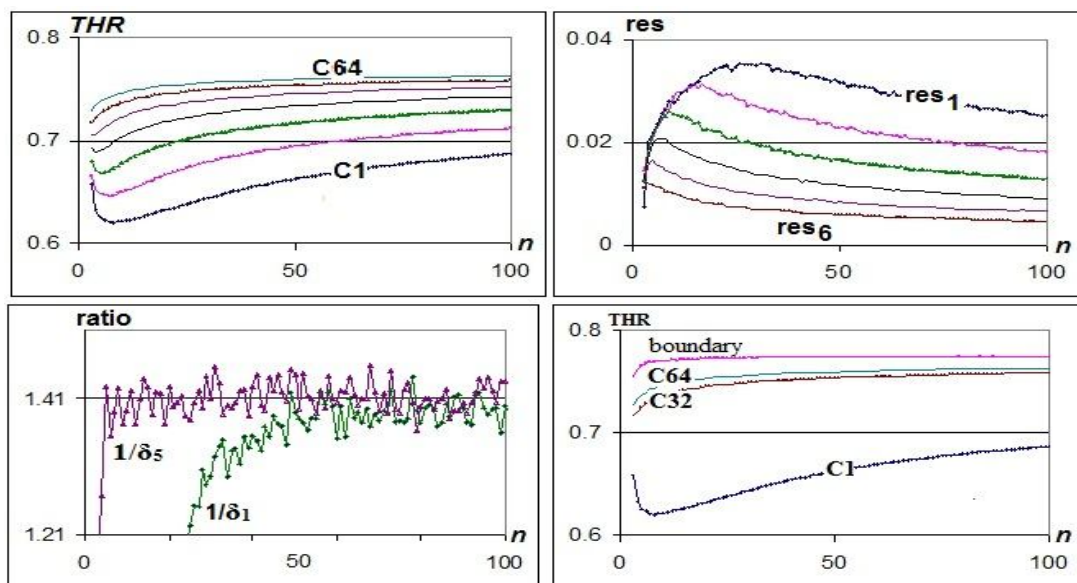
Нашите компютърни симулации потвърждават приложимостта на предложената процедура с модифицирани шаблони за натовареността на трафика. Резултатът от симулациите показва (в основния текст), че числената процедура е стабилна в смисъл, че малки стойности на пертурбациите на интензитета на входящите заявки водят до малки промени на изхода. Получените резултати дават горна граница на ПС за  $n \in [3, 97]$ , която ни позволява да оценим границата на ПС (THR) на MiMa-алгоритъма за  $n > \text{infinity}$ . Получената оценка е 100 %.

### 5.6 Точна горна граница в зададен работен интервал

Компютърните симулации са изпълнени на суперкомпютъра „АВИТОХОЛ” по описания вече начин.

#### ПС на PIM- алгоритъм с Чао-вход

Резултатът за горна граница на ПС за PIM- алгоритъм с Чао-вход ( $m=2$ ) е показан на фигура V.9.

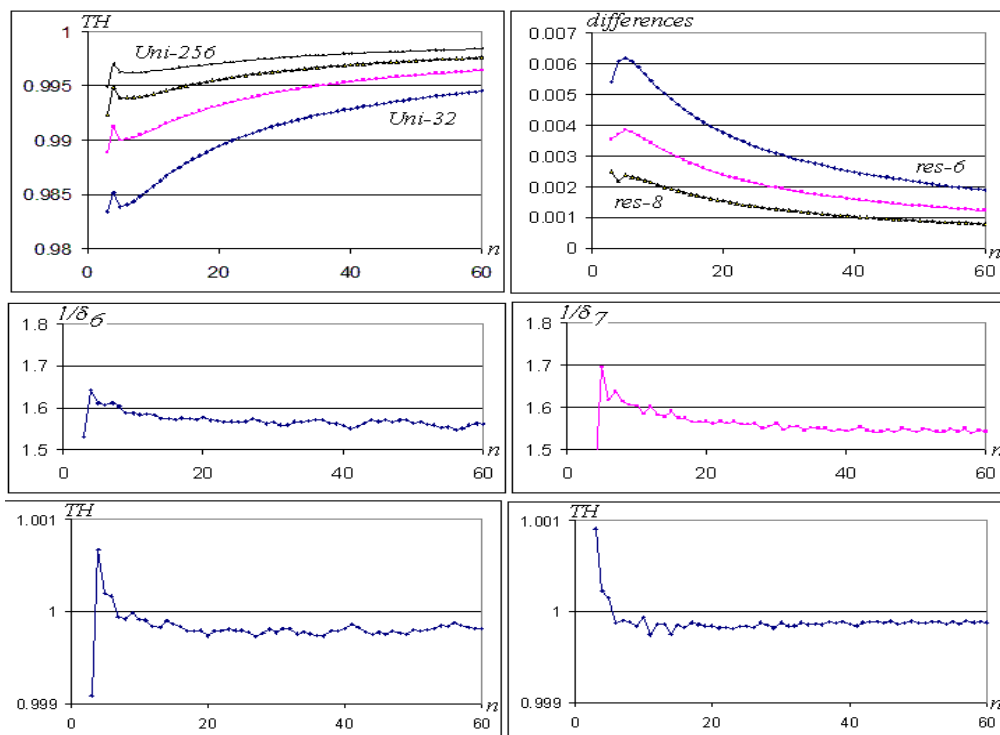


Фиг.V.9 Горна граница на ПС (THR) при  $\delta_5 = \text{const} = 1,4142$  и  $m=2$ . (PIM, Chao)

Отношението  $\delta$  с увеличаване на индекса на шаблоните бързо достига очакваната стойност  $1/1.41$  ( $m=2$ ). Това е следствие на от свойството на PIM-алгоритъма равнопоставено да обработва входовете. В края на работния диапазон ( $n=100$ ) имаме най-голямата стойност за ПС.

### ПС на LPF- алгоритъм с Uni-вход

На фигура V.10.е показан резултатът за горна граница на ПС за LPF- алгоритъм с Uni-вход ( $m=2$ ). Отношението  $\delta$  с увеличаване на индекса на шаблоните клони към очакваната стойност  $1/1.41$  ( $m=2$ ). Достигането и се очаква при по-големи индекси на шаблона. При индекс  $i=131072$  в края на работния диапазон се получава стойност  $1/1.46$ . Това явно е следствие на от присъщите свойства на LPF-алгоритъма – предполагаме заради наличието на „гладуване – не-равнопоставено обработване на входовете. Следователно изчислената горна граница на ПС е завишена. В края на работния диапазон ( $n=100$ ) също имаме най-голямата стойност за ПС.

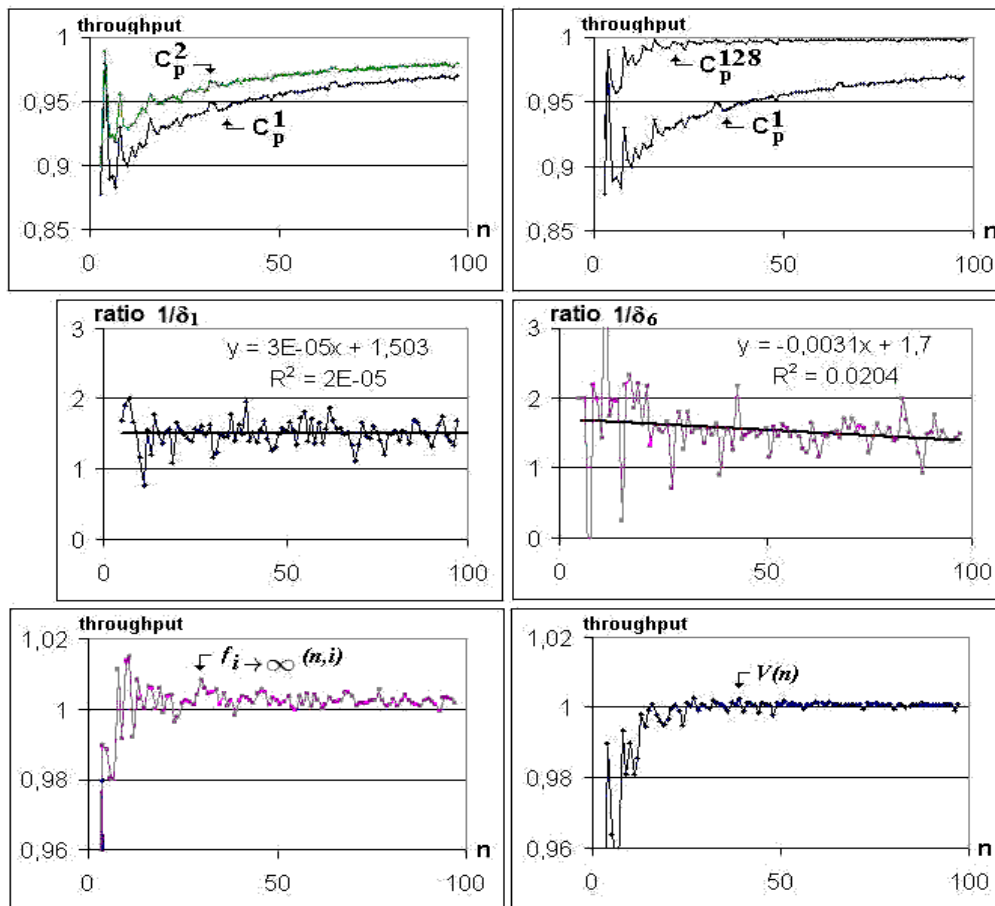


Фиг.V.10 Горна граница на ПС (ТН) при  $\delta_6=var$  и  $m=2$ .(LPF, Uni)

### ПС на MiMa- алгоритъм, Chaо-вход със затихващо смущение

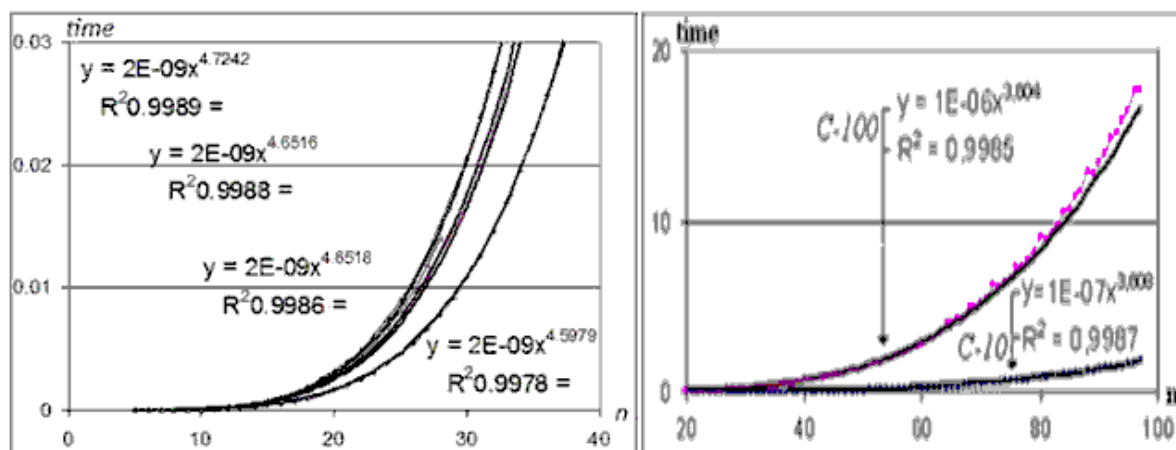
На фигура V.11.е показан резултатът за горна граница на ПС за LPF- алгоритъм с Chaо-вход ( $m=2$ ) при затихващо смущение по вход.. Отношението  $\delta$  с увеличаване на индекса на шаблоните очаквано клони към очакваната стойност  $1/1.41$  ( $m=2$ ).

Достигането и се очаква също при по-големи индекси на шаблона. Предполагаме и тук заради наличието на „гладуване – не-равнопоставено обработване на входовете (MiMa използва същия вид критерий като LPF, но по-слабата му форма). Следователно изчислената горна граница на ПС е завишена повече от при LPF, защото MiMa по принцип изостава по ПС от LPF.



Фиг.V.11 Горна граница на ПС при  $\delta_6=var$  и  $m=2$ . (MiMa, Chao затихващо смущение)

Сравненията по време за решение на цялата входна матрица можем да направим по фигура V.12. Времето сложност е оценката за една комутация. Следователно, тъй като решенията съответно са  $\kappa_{реш}$ , степента на времето сложност за едно решение (комутация Q) ще трябва да се намали. По-точно за съответните стойности се получава (в основния текст), че имаме  $(O(n^{2.9}))$  за LPF, и  $(O(n^{2.6}))$  за MiMa.



Фиг.V.12 Време за решение на цялата входна матрица (LPF-вляво, MiMa, - вдясно)

### Изводи

Резултатите от нашата симулация на алгоритъма показват, че пропускателната способност МиМа клони към горната граница, която има стойност 100%. В работния диапазон до  $n=100q$  MiMa изостава по ПС с 3-2%, като разликата е намаляваща. Сложността на MiMa-алгоритъма ( $O(n^{2.6})$ ) е много близка до оптималната теоретична такава. ( $O(n^{2.5})$ ). Следователно по-нататъшното увеличаване скоростта на изпълнение може да се постигне чрез използване на паралелни изчисления на преходите на алгоритъма, а също и чрез модификации на детерминираната дисциплина за избор на главен елемент за безконфликтното решение. Може ли при това и да се „изглади“ ПС – това е въпрос за бъдещо изследване.

## Заклучение

В дисертационния труд са представени изследвания на моделирането комутационните процеси в комуникационен възел с помощта на апарата на Обобщените мрежи (ОМ). Специфицирани са формални ОМ-моделни на 4 известни алгоритъма за изчисляване на безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател (crossbar switch node). Предложен е нов алгоритъм за безконфликтно разписание (МиМа-алгоритъм). Моделът на този алгоритъм е представен формално във вид на Обобщена мрежа. Обсъдено е сравнението на ефективността му с тази на други алгоритми. Загубата на 2 до 3 % от пропускателната способност е цената за бързодействието му – МиМа-алгоритъма е на долната граница на времева сложност (време за изпълнение) за своя клас („тегловни“) алгоритми. Резултатите са получени при широко-машабни компютърни симулации на грид-структурата на ИИКТ-БАН и на суперкомпютъра „Авитохол“ на БАН, чрез прилагането на новоразработена числена процедура, устойчива на асимптотично-затихващи смущения, към числените данни от симулациите. По този начин е възможно адекватно и еднозначно сравняване на пропускателната способност на алгоритмите за безконфликтно разписание в зададен работен диапазон.

## Резюме на получените резултати

С оглед на работата, извършена в дисертацията, и изводите, получени в хода на изследванията и изложени по-горе, могат да бъдат формулирани следните научно-приложни резултати:

1. Синтезиран е и е изследван нов алгоритъм МиМа (Minimum of Maxima) за безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател. Пропускателната способност на алгоритъма клони към 100 %, а времевата му сложност за изпълнение е  $O(n^{2.6})$ . Теоретичната граница за класа „тегловни“ алгоритми, към които принадлежи МиМа, е  $O(n^{2.5})$ .
2. Моделирани са със апарата на Обобщените мрежи (ОМ) и са изследвани ОМ-моделни на 4 класически алгоритъма за безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател.
3. Синтезирани са 4 семейства шаблони за 4 класически (uniform, Chang, Chao, Rojas-Chessa) типа (i.i.d. Bernoulli) входящ трафик, предназначени за широко-машабни компютърни симулации на пропускателната способност (ПС) на

алгоритми за безконфликтно разписание, при 100 % натоварване на входящите линии.

4. Разработена е числова процедура за изчисляване на точна горна граница на пропускателната способност (ПС) на алгоритми за безконфликтно разписание в пакетен комутатор с матричен превключвател. Границата се пресмята за зададен работен диапазон на комутационното поле ( $n$ ) при широко-машабни компютърни симулации на ПС със синтетичните шаблони за входящ трафик. Процедурата е устайчива на асимптотично затихващи смущения. Процедурата е приложена върху резултатите от компютърните симулации на ПС на синтезираните ОМ-модели.

## **Насоки за бъдещи изследвания**

Основните насоки за бъдещи изследвания върху тематиката на дисертацията включват:

Изследване възможностите за подобряване характеристиките на предложението МиМа-алгоритъм, чрез модификация на дисциплината за избор на главен елемент, по подобие на използваните тук при модифициране на моделите на алгоритмите „Вълнов Фронт” и „Налюдение”.

Изследване възможностите за получаване на натоварване по-малко от 100 % на входящите линии чрез модификация на предложените тук семейства шаблони за входящ трафик.

Изследване границите на валидност на предложената числена процедура за определяне на точно горна граница на пропускателната способност, за различни от i.i.d. Bernoulli видове входящ трафик (като взривно-нарастващ и само-модифициран).

**Публикации по темата на дисертационния труд**

1. **Tashev, T.D.**, Marinov, M.B., Arnaudov, D.D., Monov, V.V. Computer Simulations for Determining of the Upper Bound of Throughput of LPF-Algorithm for Crossbar Switch. AIP Conference Proceedings, 2505, American Institute of Physics Inc., NY 11747-4501, USA, 2022, ISBN: 978-073544396-9, ISSN: 0094243X, DOI:10.1063/5.0103594, 080030. **SJR (Scopus):0.19**
2. **Ташев, Т.** Обобщено-мрежов модел на алгоритъма "вълнов фронт" за пакетен комутатор с матричен превключвател. Сборник доклади от Годишна Университетска Научна Конференция 2022, Велико Търново, България, 2022, том 6, Издателски комплекс на НБУ „Васил Левски”, 2022, ISSN:1314-1937, с. 217-225
3. **Tashev, T. D.**, Marinov, M. B., Tasheva, R. P., Alexandrov, A. K.. Generalized nets model of the LPF-algorithm of the crossbar switch node for determining LPF-execution time complexity. AIP Conference Proceedings, 1, 2333, American Institute of Physics Inc., NY 11747-4501, USA, 2021, ISBN: 978-073544077-7, ISSN: 0094243X, DOI:10.1063/5.0042856, 090039. **SJR (Scopus):0.177**
4. **Ташев Т.**, Монов В., Петров П.. Эффективность принципа „выбрать максимальный вес” для расчета пропускной способности коммутатора пакетов с использованием MiMa-алгоритма. Материалы XXI Международной научной конференции DCCN-2018, Российский университет дружбы народов, Москва, Россия, 2018, ISBN: 978-5-209-09082-3, с.71-78 (**eLibrary**)
5. **Tashev T.**, Monov V., Tasheva R.. High Performance Computations for Study the Stability of a Numerical Procedure for Crossbar Switch Node. In: Dimov I., Faragó I., Vulkov L. (eds) Numerical Analysis and Its Applications. NAA 2016., LNCS, volume 10187, Springer, Cham, 2017, ISBN: 978-3-319-57098-3, ISSN: 03029743, DOI:10.1007/978-3-319-57099-0\_76, p.665-673. **SJR (Scopus):0.28, JCR-IF (Web of Science):0.302**
6. **Tashev T.**, Marinov M., Monov V., Tasheva R.. Modeling of the MiMa-algorithm for crossbar switch by means of Generalized Nets. Proceedings of the 2016 IEEE 8th International Conference on Intelligent Systems (IS), 4-6 Sept. 2016, Sofia, Bulgaria., IEEE, 2016, ISBN: 978-1-5090-1354-8, DOI: 10.1109/IS.2016.7737486, p.593-598 (**WoS, Scopus**)
7. **Tashev T.**, Monov V.. Modeling of the hotspot load traffic for crossbar switch node by means of Generalized Nets. 6th IEEE International Conference on Intelligent Systems, IEEE, 2012, ISBN: 978-146732782-4, DOI:10.1109/IS.2012.6335214, p.187-191 (**Scopus**)

**Забелязани цитирания**

**I.** Tashev T., Monov V.. Modeling of the hotspot load traffic for crossbar switch node by means of Generalized Nets. 6th IEEE International Conference on Intelligent Systems, IEEE, 2012, ISBN: 978-146732782-4, DOI:10.1109/IS.2012.6335214, 187-191

Цитира се в:

1. Balabanov, T. , Zankinski, I. , Barova, M. Strategy for individuals distribution by incident nodes participation in star topology of distributed evolutionary algorithms. J. Cybernetics and Information Technologies, Volume 16, Issue 1, 2016, Pages 80-88. DOI: 10.1515/cait-2016-0006 (WoS), 2016

2. Gocheva, P. V., Hinov, N. L., Gochev, V. P. "Modeling of Buck DC-to-DC Converter with Generalized Nets". Proceedings of the 2018 IEEE XXVII International Scientific Conference Electronics - ET"2018. Sozopol, Bulgaria. DOI: 10.1109/et.2018.8549605, 2018

**II.** Tashev T., Marinov M., Monov V., Tasheva R.. Modeling of the MiMa-algorithm for crossbar switch by means of Generalized Nets. Proceedings of the 2016 IEEE 8th International Conference on Intelligent Systems (IS), 4-6 Sept. 2016, Sofia, Bulgaria., IEEE, 2016, ISBN: 978-1-5090-1354-8, DOI: 10.1109/IS.2016.7737486, 593-598

Цитира се в:

3. Gocheva PV , Hinov NL, Gochev VP. "Generalized net based estimations on switching topologies in electronic circuits". PROCEEDINGS OF THE 44TH INTERNATIONAL CONFERENCE ON APPLICATIONS OF MATHEMATICS IN ENGINEERING AND ECONOMICS: (AMEE'18). AIP Conference Proceedings, Volume: 2048, Issue: 1, pp. 060025-1–060025-6. American Institute of Physics, AIP Publishing, 2018 doi.org/10.1063/1.5082140, ISBN: 978-0-7354-1774-8, 2018

4. Nedjalkov, I. "Characterization of the communication traffic generated by power electronic devices". Proc. of 2021 Int. Conf. Automatics and Informatics ( ICAI ), Varna, Bulgaria, pp. 362-365. ISBN: 978-1-6654-2662-6. IEEE, 2021,

**III.** Tashev T., Monov V., Tasheva R.. High Performance Computations for Study the Stability of a Numerical Procedure for Crossbar Switch Node. In: Dimov I., Faragó I., Vulkov L. (eds) Numerical Analysis and Its Applications. NAA 2016., LNCS, volume 10187, Springer, Cham, 2017, ISSN: 03029743, DOI: 10.1007/978-3-319-57099-0\_76, 665-673. SJR (Scopus):0.28, JCR-IF (Web of Science):0.402

Цитира се в:

5. Hensel S., Marinov M. "Estimation of Magnetic Field Maps With Mobile Platforms". Proceeding of the 7th FDIBA Conference, Sofia, Bulgaria, 30-Nov. - 1 Dec.. 2017. TU-Sofia Publishinghouse, Sofia. Volume 1, pp.93-96. ISSN : 2535-132X, 2017

6. Iliev, I.: Blagoev , I. "An Approach to Improve Web Video Streaming Security and Prevent Personal Data Leakage". Information&Security (ISU), vol.53, no.1, pp. 78-88. DOI 10.11610/isij.5306. ProconLtd., 2022,



## Библиография

1. Богдан В.В., Иванов В.Н. Информатизация и технологизация социального пространства. Материалы к 1 Первому международному симпозиуму по информационным технологиям. М. - Нижний Новгород, 1994, с.12-17.
2. Колин К.К. Информационные проблемы социально-экономического развития общества. Проблемы социальной информатики. Вып.1. М.: Изд-во "Союз", 1995, с.5-9.
3. Колин К.К. Информационные технологии - катализатор развития современного общества. Журнал "Информационные технологии", М., нулевой брой, 1995, с.2-8.
4. Давид Р. Теория дискретных управляющих устройств. М.: Наука, 1982.
5. Бусленко Н.П. Моделирование сложных систем. М.: Наука, 1975. 400 с.
6. Анкудинов Г.И. Синтез структуры сложных объектов. Логико-комбинаторный подход. Л.: ЛГУ, 1986. 258 с.
7. Лэсдон Л. Оптимизация больших систем. М.: Наука, 1975. 432с.
8. Воеводин В.В. Математические модели и методы в параллельных процессах. М.: Наука, 1986. 296с.
9. Колинз Г. Блей Дж. М. Структурные методы разработки систем: от стратегического планирования до тестирования. М.: Финансы и статистика, 1986, 264с.
10. Солодовников В.В., Тумаркин В. И. Теория сложности и проектирования систем управления. М.: Наука, 1990. 166с.
11. Месарович М., Такаха Я. Общая теория систем: Математические основы. М.: Мир, 1978. 311с.
12. Божко А.Н. Методы структурного анализа в САПР. Вестник МГТУ. Сер. Приборостроение, 1991. N 2 с. 22-28
13. Одрин В.М., Картавов С.С. Морфологический анализ систем. Киев: Наукова думка, 1977. 83с.
14. Кун С. Матричные процессоры на СБИС. М.: Мир, 1991. 672с.
15. Алгоритмы математическое обеспечение и архитектура многопроцессорных вычислительных систем / Под ред В. Е. Котова, Миклоко. М.: Наука, 1982. 336с
16. Котов В. Е. Сети Петри. М.: Наука , 1984. 160с
17. Питерсон Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем. М.: Мир, 1984. 264с
18. Крон. Г. Исследование сложных систем по частям (диакоптика). М.: Наука, 1972, 544с.
19. Крон. Г. Тензорный анализ сетей. М.: Сов. радио, 1978. 720с.
20. Петров А.Е. Тензорная методология в теории систем. М.: Радио и связь, 1985.152 с
21. Кулагин В. П. Тензорные методы проектирования структур вычислительных систем. АВТ. - 1989. N2. 64-71с
22. Кулагин В. П. Алгебра сетевых моделей для описания параллельных вычислительных систем. Автоматизация и современные технологии. 1993. N2 25 - 30 с.
23. Atanassov K. Generalized Nets. World Scientific, Sing., N.J., London, 1991.
24. Atanassov K. Generalized Net sand System Theory. Akad. Press "Prof.M.Drinov", Sofia, Bulgaria, 1997.

25. Atanassov K. Generalized nets in Artificial Intelligence. Vol.1: Generalized Nets and Expert Systems, Academic Publishing House "Prof. M. Drinov", Sofia, 1998.
26. Atanassov K., H. Aladjov, Generalized nets in Artificial Intelligence. Vol.2: Generalized nets and Machine Learning, Academic Publ. House "Prof. M. Drinov", Sofia, 2000.
27. Atanassov, K., On Generalized Nets Theory. B.A. Monographs (11) Prof. Marin Drinov Publishing House of the B.A.S., Sofia, 2007.
28. Атанасов К., Е. Сотирова. Обобщени мрежи. Академично издателство „Проф. М.Дринов“, София, 2017
29. Shahrazov G., Doukovska L. Generalized net model of internal financial structural unit's functionality with intuitionistic fuzzy estimations. Proc. of the 17<sup>th</sup> International Conference on Intuitionistic Fuzzy Sets, 2013, Sofia, Bulgaria. Notes on Intuitionistic Fuzzy Sets (NIFS), vol. 19, №3, pp. 111-117, 2013.
30. Zoteva, D., Angelova, N. (2021). Generalized Nets. An Overview of the Main Results and Applications. In: Atanassov, K.T. (eds) Research in Computer Science in the Bulgarian Academy of Sciences. Studies in Computational Intelligence, vol 934 pp.177-226. Springer, Cham. [https://doi.org/10.1007/978-3-030-72284-5\\_10](https://doi.org/10.1007/978-3-030-72284-5_10) . 2021
31. Stratiev D.D., Stratiev D., Atanassov, K. Modelling the Process of Production of Diesel Fuels by the Use of Generalized Nets. MATHEMATICS, Volume 9, Issue 19, Article Number 2351. MDPI, Basel, Switzerland. 2021
32. Atanassov K.T., Vassilev P., et al. Generalized Net Model of Forest Zone Monitoring by UAVs. Volume 9, Issue 22, Article Number 2874. MDPI, Basel, Switzerland. 2021
33. Lubich M., et al. A Generalized Net Model of the Prostate Gland's Functioning. Volume 10, Issue 3, Article Number 479. MDPI, Basel, Switzerland. 2022
34. Chao J., B. Liu. High performance switches and routers. John Wiley & Sons, 2007
35. Мирчев С. Комутация в комуникационни мрежи. НОВИ знания, София, 2010
36. Elhanany I., M. Hamdy. High-performance Packet Switching Architectures. Springer-Verlag, 2007
37. Deb S., Shah D., Shakkottai S. Fast Matching Algorithms for Repetitive Optimization: An Application to Switch Scheduling . Information Sciences and Systems, 2006 40th Ann. Conference on, 22-24 March 2006, pp. 1266-1271. 2006
38. Chen W., J. Mavor, P. Denyer and D. Renshaw, "Traffic routing algorithm for serial superchip system customisation", IEE Proc.137:[E]1, 1990.
39. Meng, J., Gebara N., Ho-Cheung Ng, Costa P., Luk W. Investigating the Feasibility of FPGA-based Network Switches. Application-specific Systems Architectures and Processors (ASAP) 2019 IEEE 30th Int. Conf. on, vol. 2160-052X, IEEE Publ., pp.218-226, 2019
40. Rojas-Cessa R. Interconnections for Computer Communications and Packet Networks. CRC Press, 2017.
41. Alcoz A. G., A. Dietmüller and L. Vanbever, "SP-PIFO: Approximating Push-In First-Out Behaviors using Strict-Priority Queues", Proceedings of USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation, pp. 59-76, 2020.
42. Li X., et al., "RPQ: Resilient-Priority Queue Scheduling for Delay-Sensitive Applications," 2022 IEEE 23rd International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR), Taicang, Jiangsu, China, 2022, pp. 53-58, 2022
43. Li T., Y. Cai, "Joint Routing and Scheduling for Deterministic Networking: A Segment Routing Approach," 2022 IEEE 23rd International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR), Taicang, Jiangsu, China, 2022, pp. 189-194, 2022
44. Guo Y., J. Chen, K. Huang and J. Wu, "A Deep Reinforcement Learning Approach for Deploying SDN Switches in ISP Networks from the Perspective of Traffic

- Engineering," 2022 IEEE 23rd International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR), Taicang, Jiangsu, China, 2022, pp. 195-200, 2022
45. Tao J., S. Liu and C. Liu, "A Traffic Scheduling Scheme for Load Balancing in SDN-Based Space-Air-Ground Integrated Networks," 2022 IEEE 23rd International Conference on High Performance Switching and Routing (HPSR), Taicang, Jiangsu, China, 2022,
46. Vabishchevich P. VFort. <http://www.nomoz.org/site/629615/vfort.html> (last checked September 16, 2022). <http://www.imamod.ru/~vab/vfort/download.html> . 2022