

## ИЗСЛЕДВАНЕ ПРОПУСКВАТЕЛНАТА СПОСОБНОСТ НА РІМ-АЛГОРИТЪМ МОДЕЛИРАН С ОБОБЩЕНИ МРЕЖИ

**Ташо Д. Ташев**

Институт по информационни и комуникационни  
технологии – БАН,  
tashotr@bas.bg

***Резюме:** 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, наричани още рутери и маришрутизатори.*

*Постигането на максимална пропускателна способност на комутатора зависи от изчисляването на безконфликтно разписание за комутация на входящите пакети. Задачата за получаване на разписанието е с неполиномиална сложност (NP-hard). Постоянно повишаващите се стойности на комуникационния трафик изискват нови, по-ефективни алгоритми за изчисляване на разписанието.*

*Една част от изследователите работят над модификации на РІМ-алгоритъма, опирайки се на входящо буфериране с Виртуални изходящи опашки (VOQ). Други изследвания се насочват към използване на Входящо и междинно буфериране (CICQ). Привлича вниманието и подходът с междинно балансиране на натоварването (BvN). Разбира се, все повече изследвания се насочват към напълно оптична комутация.*

*Като формални средства при описанието и изследването на характеристиките на комутаторите се използват клетъчни автомати, невронни мрежи и др. Ние в изследванията си използваме апарата на Обобщените мрежи, които са мощно съвременно формално средство за моделиране на паралелни процеси.*

*Ефективността на работата на комутаторите на първо място се оценява по реализираната пропускателна способност (throughput). Първа стъпка при оценката ѝ е моделиране ѝ при равномерно разпределен (uniform) входящ трафик.*

*В настоящата работа са разгледани три шаблона за симулиране на такъв тип трафик (Шаблон-10, Шаблон-20 и Шаблон-N). Проверката за тяхната приложимост е извършена чрез компютърна симулация на комутацията им от синтезирания от нас Обобщено-мрежов модел на известния PIM-алгоритъм, с явно обособяване на VOQ. PIM-алгоритъмът е избран заради известния теоретичен максимум на пропускателна способност и паралелизма на процесите му.*

*От извършените симулации следва, че за “бърза” оценка на throughput на нови алгоритми Шаблон-10 е задоволителен. Но за оценка на съществуването на регион на нестабилност той трябва да бъде модифициран.*

**Ключови думи:** *B.4.4 Performance Analysis and Design Aids, C.2.1 Network Architecture and Design, C1.4 Parallel Architectures*

## **Въведение**

В съвременните информационни системи предаването на информация се извършва на основата на комутация на пакети. Комуникационния възел маршрутизира пакетите от своите входове към изходите. Случайният входящ трафик се управлява от комутатора на комуникационния възел, като се елиминират конфликтите в комутационното поле чрез изчисляване на комутационно разписание [1].

При създаването на разписание за комутатор се цели, освен минимизиране на вероятността за блокировка на пакети, предаването на максимално количество пакети за единица време през него и минимизиране времето за изчакване на пакетите. Постигането едновременно на тези три цели води към проблеми с комбинаторна сложност на решението [2]. Съществуват решения за постигане на част от целите - PIM, RRM, iSLIP, VvN [1, 3, 4]. Използвани са различни формални апарати : систематични представяния на множеството редове на трафичната матрица, клетъчни автомати, теория на масовото обслужване, невронни мрежи, матрици-маски [3, 5, 6, 7].

Ние използваме формалния апарат на Обобщените мрежи (ОМ) [8]. Обобщените мрежи са формално средство, създадено с цел детайлизирано представяне на връзки между структурата и времевите съответ-

ствия в паралелни процеси. Използвани са за моделиране на процесите в широк спектър от системи, обекти и модели [9, 10]. Избрали сме ОМ, защото предимствата на апарата на ОМ могат да се проявят при съществения паралелизъм в задачата за изчисляване на комутационно разписание.

Ефективността на работата на комутаторите на първо място се оценява по реализираната пропускателна способност (throughput). Първа стъпка при оценката ѝ е моделиране ѝ при равномерно разпределен (uniform) входящ трафик [3, 4]. Обаче в литературата най-често не се посочват конкретните параметри, при които е извършена съответната оценка, което затруднява адекватното сравняване на нови алгоритми. В предишни изследвания [12, 13] ние използвахме запълнена със стойности единица матрица на заявките на входящия трафик, която наричаме Шаблон-1. Оценката се получава бързо (като изразходено компютърно време), но е сравнително “груба”. Използвахме и матрица, която наричаме Шаблон-1-3-5 [13]. Тогава пък оценката е с достатъчна точност, но времето за получаването и е много по-голямо. Възникна въпросът какви възможности съществуват между тези две крайности

В настоящата работа се изследва пропускателната способност на комутатор с изчисляване на безконфликтно разписание съгласно РІМ-алгоритъма [11]. РІМ-алгоритъмът е избран заради известния теоретичен максимум на пропускателна способност и паралелизма на процесите му. Въведени са три шаблона за симулиране на uniform входящ трафик (Шаблон-10, Шаблон-20 и Шаблон-30) и едно тяхно обобщение (Шаблон-N). Проверката за тяхната приложимост е извършена чрез компютърна симулация на комутацията им от синтезирания от нас Обобщено-мрежов модел на РІМ-алгоритъма, с явно обособяване на Виртуално изходящо буфериране (Виртуални изходящи опашки – Virtual Output Queues -VOQ).

### **РІМ-алгоритъм за елиминиране на конфликти при комутация**

Заявката за предаване на пакети през превключващ  $n \times n$  линии комутатор се представя с  $n \times n$  матрица  $T$ , наричана трафична матрица. Всеки елемент  $t_{ij}$  ( $t_{ij} \in [0,1,2,\dots]$ ) на трафичната матрица  $T$  представя заявка за пакети от входа input  $i$  към изхода  $j$ . Например,  $t_{ij}=0$  означава че няма пакети за предаване към  $j$ -та изходна линия от  $i$ -та входна линия. Стойност на елемент  $t_{ij}=2$  означава, че два пакета от  $i$ -та входна линия трябва да бъде предаден към  $j$ -та изходна линия на комутатора, и т.н.

Виртуалните изходящи опашки (VOQ) се формират на базата на редовете на трафичната матрица (обратното твърдение е еквивалентно), които представят постъпилите пакети на съответните входи на комутатора. Всеки елемент  $t_{ij}$  ( $t_{ij} \in [0,1,2,\dots]$ ) на трафичната матрица  $T$  представя една Виртуална изходяща опашка. Да припомним, че PIM-алгоритъмът работи върху пакетен комутатор (пространствено комутиране) с матричен превключвател (crossbar).

PIM-алгоритъмът се базира на разпределения случаен избор. Той има три фази - 1: Request, 2: Grant, 3: Accept [11].

1. Всеки вход изпраща заявка (Request) до всеки изход, за който има пакет за предаване.

2. Всеки изход избира случайно една от постъпилите заявки, и съобщава (Grant) за това на съответния вход.

3. Всеки вход, получил Grant-ове, избира на случаен принцип само един от тях. Този пакет ще бъде подаден за комутация (Accept).

Входите изпълняват паралелна първа фаза. Изходите изпълняват паралелна втора фаза. Входите работят паралелно и във трета фаза.

Този паралелизъм е пряка заявка за прилагане апарата на ОМ.

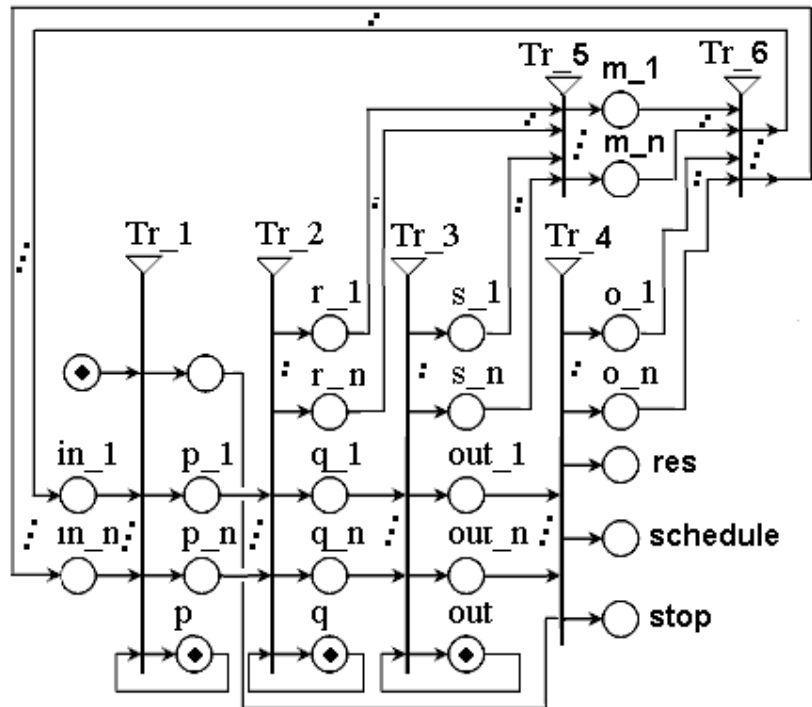
### **ОМ-модел на PIM -алгоритъма**

Описаните три фази на PIM-алгоритъма водят до три прехода в ОМ-модела. Моделът е разработен за комутатор с  $n$  входа и  $n$  изхода. Основната разлика от предишните синтезирани от нас ОМ-модели на PIM-алгоритъма (например [13]) е в явното обособяване на Виртуални изходящи опашки (VOQ). Графичната му форма е показана на Фиг.1.

Позициите  $in_1, in_2, \dots, in_n$  моделират входовете на комутатора. Всяко ядро в тях представя заявките в една Виртуална изходяща опашка и има начална характеристика наредена тройка - номера на входа (означен по-долу с  $i$ ), номера на изхода (означен по-долу с  $j$ ) и броя заявки в съответната опашка :

$$ch_0 = \langle pr_1 ch_0, pr_2 ch_0, pr_3 ch_0 \rangle = \langle i, j, k \rangle$$

Предикатите, асоциирани с преходите, формират съответните индексирани матрици, които тук не са показани. Една интересна разлика от предишния ОМ-модел [13] е необходимостта от явна синхронизация на завършването на първа фаза на алгоритъма (позиция  $p$  на прехода  $Tr_1$ ).



Фиг.1 Графична форма на OM-модел на PIM-алгоритъма

Анализът на модела потвърждава получаването на безконфликтно разписание. Чрез характеристичните функции в модела са заложени възможности за изчисляване на пропускателната способност, броя превключвания на комутационната матрица, средния брой пакети предавани посредством едно превключване. Численото моделиране трябва да ни даде отговор на въпросите за количествените характеристики на получаваното разписание.

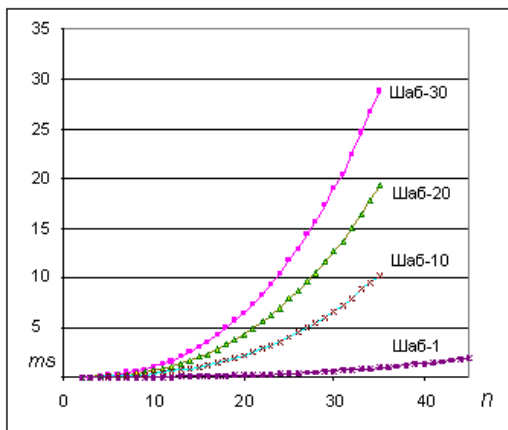
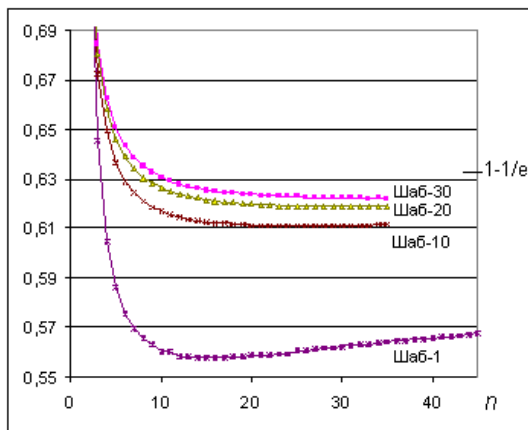
### Компютърна симулация

В изследванията за пропускателната способност (throughput) на моделираните от нас алгоритми за безконфликтни разписания досега сме използвали шаблон за “прост” балансиран входящ трафик (Шаблон-1) и шаблон за “тежък” балансиран входящ трафик (Шаблон-1-3-5). Трябва да проверим междинните варианти. Въведените нови шаблони наричаме Шаблон-10, Шаблон-20 и Шаблон-30. Видът им като входяща матрица на трафика е показан на фиг.2.

1	1	...	1	10	10	...	10	20	20	...	20
1	1	...	1	10	10	...	10	20	20	...	20
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
1	1	...	1	10	10	...	10	20	20	...	20

Фиг.2 Матрична форма на Шаблон-1, Шаблон-10 и Шаблон-20

При построяването на ОМ-модела се имаше предвид постигането на ясно съответствие между изграждащите го елементи и алгоритмичните действия. Това предоставя удобство при преминаване от формалната спецификация във вид на ОМ-модел към програмиране на РИМ-алгоритъма на езика на високо ниво на програмния пакет Vfort на Института по математическо моделиране на Руската академия на науките, който е предоставен за свободно ползване [14]. Програмният код се компилира до изпълним файл, изпълняван в конзолен режим. Ние използвахме персонален компютър с процесор Pentium IV на 3000 MHz с 2 GB оперативна памет, MS Windows XP. Изпълнимият код се получава с големина от порядъка на 100 KB. На практика ограничение се явява времето за изпълнение на кода. Размерността на трафичната матрица ще променяме от 2x2 до 45x45. За всяка размерност  $n \times n$  на комутатора са извършени 10000 симулации.

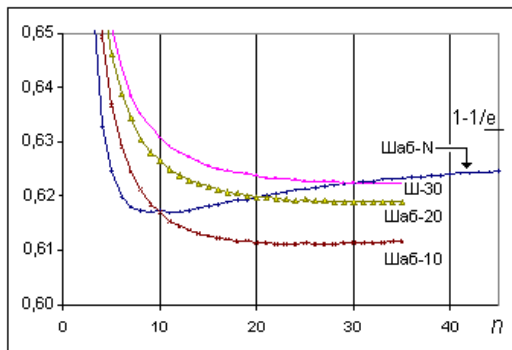


Фиг.3 Пропускателната способност      Фиг.4 Време за изпълнение

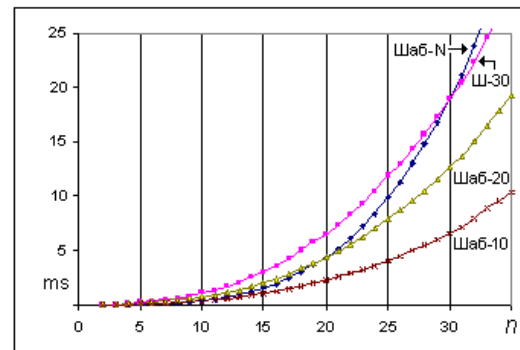
На фиг.3 са показани резултатите от компютърната симулация на изчисляване на безконфликтно разписание с РИМ-алгоритъма, с използване на новите шаблони за входящ трафик. По абсцисата е нанесена размерността на комутатора, а по ординатата – пропускателната способност. За сравнение е показан и резултатът на

Шаблон-1. Теоретичният оптимум е  $1-1/e$  ( $n \rightarrow \infty$ ). Извод – колкото е по-“тежък” използвания шаблон, толкова пропускателната способност е по-близо до оптимума. Цената на по-доброто решение е по-голямото време за изчисляване – фиг.4. Вижда се пропорционалната зависимост (линейна) на времето за изпълнение от използвания шаблон. Ако трябва да се избира от използваните шаблони, смятаме, че използването на Шаблон-10 е приемлив компромис между времето за симулация и скоростта на приближаване към теоретичната граница.

Зададохме си въпроса възможно ли е да получим обща оценка за шаблони от изследвания вид. За целта бе проведена симулация със шаблон, чийто “стойност” съвпада с размерността на трафичната матрица. Обозначаваме го като Шаблон- $N$  – при размерност  $n \times n$  всяка виртуална опашка е получила  $n$  заявки. Резултатите от компютърната симулация за Шаблон- $N$  са показани на фиг.5 и фиг.6.



Фиг.5 Сравнение с Шаблон- $N$



Фиг.6 Време - Шаблон- $N$

Шаблон- $N$  има по-добро приближение към теоретичната граница. Цената като време за симулация е висока – пропорционално на размерността  $n$ . Но сравнението на близостта на стойностите пропускателната способност при Шаблон- $N$  и Шаблон- $i$  ( $i=2,3,\dots$ ) при съвпадение на  $i$  със  $n$  може да бъде мярка за равномерността на генератора на случайни числа, използван при симулациите. Този въпрос заслужава самостоятелно изследване.

## Заклучение

С помощта на апарата на Обобщените мрежи бе синтезиран модел на РІМ-алгоритъм за изчисляване на безконфликтно разписание на пакетен комутатор (crossbar switch node). ОМ-моделът ефективно представя паралелизма на процесите от алгоритъма.

От извършените симулации следва, че за “бърза” оценка на throughput на нови алгоритми Шаблон-10 е “добър”. За точна оценка е достатъчен Шаблон-N. OM-моделът може да се използва за изследване на използвания от PIM-алгоритъма генератор на случайни числа.

### Литература

1. Elhanany I., Kahane M. &. Packet scheduling in next-generation multiterabit networks. Computer, 2001 April, pp.104-106.
2. X. Li, and M. Hamdi, “On scheduling optical packet switches with reconfiguration delay”, IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Sept. 2003, vol. 21, issue 7, pp.1156–1164.
3. Gupta P., McKeown N. Designing and Implementing a Fast Crossbar Scheduler. IEEE Micro, Jan.-Feb. 1999, pp.20-28.
4. Al Sayeed C., Matrawy A. Guaranteed Maximal Matching for Input Buffered Crossbar Switches. Proc. of the 4th Annual Communication Networks and Services Research Conference (CNSR'06) 24-25 May 2006, pp. v- ix. ISBN: 0-7695-2578-4.
5. Takefuji Y. and K.C.Lee. An artificial hysteresis binary neuron : a model suppressing the oscillatory behaviors of neural dynamics. Biol.Cybernetics, 1991, Vol. 64, pp. 353-356.
6. Kolchakov K.H. Software Models with Sparse Mask Matrixes for Non-Conflict Schedule obtaining in a Switching Node. Proc. of Int. Workshop “DCCN 2009”, Oct. 5–9 2009, Sofia, Bulgaria. Moscow: R&D “INT”, 2009, pp.121-126. 978-5-9901871-1-5.
7. Kolchakov K. An Approach for Performance Improvement of Class of Algorithms for Synthesis of Non-conflict Schedule in the Switch Nodes. Proc. of the 11th Int. Conf. on Computer Systems and Technologies, 17-18 June 2010, Sofia, Bulgaria. ACM ICPS, Vol. 471, pp.235-239, ISBN 978-1-4503-0243-2.
8. Atanassov K. Generalized Nets. World Scientific, Sing., N.J., London, 1991.
9. Atanassov K. Generalized Nets and System Theory. . Akad. Press “Prof.M.Drinov”, Sofia, Bulgaria, 1997.
10. Гочев В. Реализация на обобщени мрежи с помощта на обектно-ориентирано програмиране в среда за разработка .NET Framework. Сп. «Управление и образование», том VI, кн.4, Университет “Проф. д-р Асен Златаров”, Бургас, 2010, 227-231, ISSN 13126121.



11. T.Anderson, S.Owicki, J.Saxe, and C.Thacker. High speed switch scheduling for local area networks. ACM Trans. Comput. Syst., vol. 11, no.4, pp.319-352, Nov. 1993.
12. Ташев Т.Д., Воробьев В.М. Компьютерное моделирование одного алгоритма вычисления бесконфликтного расписания в коммутационном узле. Proc. of Int. Workshop “DCCN’2008”, October 20-23 2008 , Sofia, Bulgaria. Moscow, Russia, 2008. pp.95-100. ISBN 978-5-901158-09-8.
13. Tashev T. Computering simulation of schedule algorithm for high performance packet switch node modelled by the apparatus of generalized nets. Proc. of the 11th Int. Conf. on Computer Systems and Technologies, 17-18 June 2010, Sofia, Bulgaria. ACM ICPS, Vol. 471, pp.240-245. ISBN: 978-1-4503-0243-2.
14. <http://www.imamod.ru/~vab/vfort/download.html>.