

УДК 004.72

Короткий Є.В.

АНАЛІЗ МЕТОДІВ ЗБІЛЬШЕННЯ ПРОПУСКНОЇ ЗДАТНОСТІ *WORMHOLE* МЕРЕЖ-НА-КРИСТАЛІ

Національний технічний університет України "КПІ"

Виконано порівняльний аналіз переваг існуючих МнК над іншими способами організації зв'язку в ІМС за критеріями масштабованості, тактової частоти і пропускної здатності. Проведено аналіз розвитку досліджень в галузі МнК. Проведено аналіз структурно-апаратних рішень, що використовуються в існуючих МнК та зроблено висновки про їх відмінності від класичних комп'ютерних мереж. Виконано класифікацію та порівняльний аналіз методів підвищення пропускної здатності *wormhole* МнК.

Вступ

Сучасні системи-на-кристалі (СнК) мають тенденцію до збільшення числа обчислювальних модулів (ОМ) при одночасному зростанні вимог до кількості та ємності міжмодульних з'єднань. Існує ряд серійних та дослідних зразків багатоядерних СнК: *Intel Xeon E7* (10 ядер) [1], *AMD Opteron 6200* (16 ядер) [2], дослідний процесор *Intel* (48 ядер) [3], серійний процесор *Tile64* (64 ядра) [4], дослідний процесор *Intel* (80 ядер) [5] та експериментальний процесор [6] (167 ядер). У майбутньому тренд по збільшенню кількості ОМ збережеться. Звіт міжнародної організації *ITRS* (*International Technology Roadmap for Semiconductors*) прогнозує подвоєння числа ядер на кристалі кожні чотири роки [7].

При об'єднанні всередині інтегральної мікросхеми (ІМС) десятків високопродуктивних ОМ, такі традиційні способи організації підсистеми зв'язку, як повнозв'язна архітектура, одно та багатопшарова шини, а також з'єднання по типу точка-точка втрачають ефективність [8-9]. Збільшення числа ОМ у повнозв'язній архітектурі зумовлює значне зростання апаратних витрат. Загальна шина обмежує пропускну здатність зв'язків між ОМ. Багатопшарові шини не ефективні, оскільки розмір комутаційної матриці зростає експоненційно зі збільшенням числа ОМ.

Для вирішення проблеми організації зв'язку в багатопроекторних СнК, в [10-11] вперше запропоновано використовувати концепцію мережевої взаємодії. Вводиться поняття мережі-на-кристалі (МнК).

На відміну від комп'ютерних мереж, на конструкцію МнК накладаються більш суворі обмеження за апаратними витратами і споживаною потужністю, що робить недоцільним використання великих об'ємів пам'яті і, як наслідок, буферизацію всього пакету перед відправленням. Використання коротких черг в маршрутизаторах МнК, при збереженні довжини інформаційних пакетів, стає можливим у випадку передачі даних по технології "*wormhole*", коли па-

кет розбивається на атомарні одиниці керування потоком, так звані фліти (*flit – flow control unit*), що передаються безперервно один за одним. Фліти просуваються у міру можливості, не чекаючи приходу послідовників, що забезпечує низькі вимоги до обсягів буферного простору. При такому підході різко зростає ймовірність блокування голови колони (БГК), коли пакети, що стоять в головах кількох вхідних черг маршрутизатора, у якості пункту призначення мають однаковий вихідний порт. В [12] показано, що внаслідок БГК пропускну здатність *wormhole* мережі не перевищує 50% від її ємності і, як наслідок, половина пікової пропускної здатності *wormhole* МнК залишається незадіяною.

Вище викладене обумовлює актуальність проведення пошукових досліджень в напрямку МнК і диктує необхідність розробки методів збільшення пропускної здатності *wormhole* МнК з мінімальними апаратними витратами. Новий розв'язок поставленого завдання потребує аналізу вже існуючих шляхів його вирішення, що і є метою даної роботи.

Переваги МнК над іншими способами передачі даних в ІМС

Ідея використання МнК для організації взаємозв'язку між ОМ в ІМС виникла з аналізу недоліків існуючих способів вирішення цієї задачі, таких, як загальна та багатопшарова шини, повнозв'язна топологія і з'єднання по типу точка-точка.

У повнозв'язній топології кожен ОМ сполучений з усіма іншими, що скорочує транспортну затримку і збільшує універсальність підсистеми зв'язку. З іншого боку, це веде до квадратичної залежності кількості з'єднань від числа ОМ, що обмежує масштабованість підходу. Використання шинної архітектури в великих СнК викликає зменшення пропускної здатності окремих з'єднань. У той час коли обраний арбітром ОМ здійснює транзакції на шині, всі інші ОМ, підключені до шини, перебувають в режимі очікування. При збільшенні числа ОМ час очікування зрос-

тає. Зазначений недолік можна виправити використовуючи багат шарові шини, де кілька одношарових шин з'єднані за допомогою комутатора. Такий підхід призводить до значних апаратних витрат у порівнянні зі звичайною шиною і має погану масштабованість, оскільки апаратні витрати на реалізацію комутатора зростають пропорційно квадрату кількості його портів. Загальним недоліком одно- і багат шарових шин є довжина провідників, що сполучають ОМ. У великих системах з десятками ОМ, шина повинна простягатися впродовж всього кристалу, що призводить до утворення ліній зв'язку порядку десятків міліметрів. Для сучасного технологічного процесу в 32-65 нм ця відстань є надзвичайно великою і зумовлює обмеження тактової частоти внаслідок затримок на передачу даних. Іншою проблемою є збільшення динамічної складової споживаної потужності внаслідок зростання ємності довгих провідників та сумарної ємності навантаження входів ОМ, які в такому випадку під'єднуються до шини паралельно. Розповсюдженим способом сполучення компонентів в сучасних ASIC та FPGA системах є їх з'єднання по типу точка-точка, коли ОМ сполучаються за допомогою виділених з'єднань у відповідності до задачі, що вирішується. Як наслідок, утворюється спеціалізована, неуніверсальна підсистема зв'язку, актуальна лише для вирішення однієї задачі. Комунікаційні підсистеми побудовані за принципом точка-точка використовують короткі лінії зв'язку, що дозволяє їм функціонувати на більш високій частоті і мати меншу динамічну складову споживаної потужності у порівнянні з загальною шиною.

Сполучення ОМ за допомогою МнК виконується у спосіб схожий на той, що використовується в звичайних комп'ютерних мережах. Інтегральні маршрутизатори сполучаються у відповідності до певної топології і підключаються до ОМ за допомогою мережевих інтерфейсів. ОМ створюють пакети і через відповідні інтерфейси вводять їх в мережу. Маршрутизатори переда-

ють пакети до мережевих інтерфейсів приймачів, де з пакетів вилучаються дані.

Використання МнК для реалізації підсистеми зв'язку в великих СнК дозволяє досягти наступних переваг:

- *масштабованість*. МнК здатні об'єднувати десятки ОМ, при чому зростання числа ОМ не призводить до обмеження пропускної здатності. Це доводять прототипи та серійні зразки багатоядерних ІМС – табл. 1. Наразі невідомо про досягнення подібних результатів з використання інших способів організації взаємозв'язку в ІМС, окрім МнК;

- *висока тактова частота*. Короткі лінії зв'язку між інтегральними маршрутизаторами, по типу точка-точка, дозволяють значно підвищити тактову частоту МнК. Тактові частоти дослідних та серійних зразків багатоядерних ІМС, що використовують МнК, коливаються у межах від 1 ГГц до 5 ГГц – табл. 1, тоді, як швидкість тактування багатоядерних систем з загальною шиною не перевищує 500 МГц [9];

- *паралелізм*. На відміну від загальної шини, в МнК одночасно можуть обмінюватись даними кілька ОМ в різних сегментах мережі, що збільшує пропускну здатність такої підсистеми зв'язку;

- *висока пропускна здатність*. Три попередньо перелічені переваги МнК приводять до збільшення її пропускної здатності. На основі аналізу [3-6, 13-14] можна зробити висновок, що пропускна здатність бінарного поділу (*bisection bandwidth*) сучасних МнК складає одиниці Тбіт/сек, а пікова пропускна здатність (*ємність, capacity*) – десятки Тбіт/сек – табл. 1 та табл. 2;

- *низький рівень енергоспоживання*. З'єднання по типу точка-точка значно зменшують паразитну ємність навантаження, зумовлену вхідними інтерфейсами ОМ. У комбінації з більш короткими лініями зв'язку між інтегральними маршрутизаторами це призводить до зменшення енергоспоживання у порівнянні з загальною шиною – табл. 2;

Таблиця 1.

Характеристики МнК в дослідних прототипах та серійних зразках багатоядерних ІМС

Найменування ІМС	Число ядер	Пікова пропускна здатність МнК, Тбіт/сек	Пропускна здатність бінарного поділу МнК, Тбіт/сек	Тактова частота, ГГц
Intel 48-core IA-32 processor, [3]	48	13.824	2.048	2
Intel Teraflops research chip, [5]	80	25.6	2.56	5
Tilera Tile64, [4]	64	20.48	2.56	1

- *ресурсоефективність*. Під час організації зв'язку по типу точка-точка для сполучення двох ОМ необхідно прокласти між ними виділене з'єднання, тому для сполучення з кількома обчислювальними ядрами, ОМ повинен мати кілька інтерфейсів зв'язку. В МнК достатньо підключити ОМ до маршрутизатора через єдиний мережевий інтерфейс, щоб передавати дані до будь-якого вузла мережі. Такий підхід зменшує кількість інтерфейсів ОМ і, як наслідок, апаратурні витрати – табл. 2. Ключовою перевагою МнК у цьому випадку є *принцип сумісного використання*

ресурсів, коли один інтегральний маршрутизатор може передавати одразу кілька потоків даних;

Підтвердженням перелічених переваг є порівняльний аналіз ефективності використання загальної та багатопотокової шин, зв'язків по типу точка-точка і МнК для вирішення задачі створення підсистеми зв'язку в таких мультимедійних додатках, як MPEG-2 кодек [8] та пристрій для шифрування даних [9]. Результати порівняльного аналізу, зробленого в [8], відображені в табл. 2.

Таблиця 2.

Порівняння МнК, загальної шини і зв'язків по типу точка-точка в термінах пропускної здатності, апаратурних витрат і енергоспоживання

Тип підсистеми зв'язку	Пропускна здатність, кадрів/сек	Апаратурні витрати, <i>слайси (slices)</i>	Споживання енергії, мкДж/кадр
МнК	83.2	11 031	23.4
Загальна шина	59.1	10 537	30.5
Зв'язки по типу точка-точка	87.4	11 750	27.3

Розвиток досліджень в галузі МнК

Піонерські роботи присвячені проблематиці МнК датовані 2001-м роком. Вперше ідею організації мережевої взаємодії всередині ІМС запропоновано дослідниками Стенфордського університету *William Dally* та *Brian Towles* [10]. В роботі дані перші визначення, здійснена постановка задач для майбутніх досліджень, сформульовані переваги МнК і їх відмінності від класичних мереж. В той же час схожі ідеї висловлювалися незалежною групою вчених Болонського університету під керівництвом *Luca Benini* [11].

Уявлення про розвиток концепції МнК можна одержати з оглядових робіт [15-21]. Аналізуючи зміст публікацій в еволюційному аспекті, можна зробити висновок про значний прогрес в дослідженнях. Якщо зміст перших робіт (57 джерел), представлених в [15], зводиться значною мірою до спроб застосування до МнК методів та архітектур, розроблених для класичних мереж, то в опублікованій через три роки [16] розглянуто набагато ширше коло питань (150 джерел), що охоплюють всі етапи проектування МнК з урахуванням специфіки предметної області. Особливо слід відзначити роботу [18], в якій наведена одна з найбільш повних класифікацій існуючих на той час (2008р.) МнК. В [18] опублікована зведена таблиця, з посиланнями більш ніж на сто джерел, що містить опис 60-ти архітектур МнК, класифікований по використовуваній топології, алгоритмах комутації і маршрутизації, методах оцінки отриманих результатів та використаних критеріях оптимізації. Одна з

останніх оглядових публікацій [20] містить класифікацію методів синтезу й оптимізації параметрів спеціалізованих МнК. Відмітною рисою роботи є чіткість формулювань, високий рівень формалізму та велика кількість розглянутих джерел (більше двохсот статей і тез). В [21] сформульовані відкриті, на момент написання статті, проблеми в області синтезу МнК, що обумовлюють актуальність проведення пошукових досліджень за наступними напрямками:

- створення та дослідження моделей просторового розподілу і транспортних затримок потоків даних в МнК;
- створення та дослідження моделей енергоспоживання МнК;
- створення та дослідження методів відображення вершин графу задач, що визначає функції ОМ та зв'язки між ними, на вершини графу топології МнК, що визначає положення маршрутизаторів у просторі та зв'язки між ними, за критеріями рівномірності розподілу потоків даних в мережі, мінімізації енергоспоживання МнК та відстані між ОМ;
- створення та дослідження ресурсоефективних методів маршрутизації, що відповідають критеріям рівномірності розподілу потоків даних в МнК, надійності доставки даних, мінімальності маршруту та енергоспоживання, максимальності пропускної здатності;
- Створення та дослідження ресурсоефективних методів передачі даних між маршрутизаторами з метою збільшення пропускної здатності *wormhole* МнК;

- реалізація концепції “якості обслуговування” (*QoS*) в МнК;

- розробка, дослідження та модифікація топологій МнК з метою досягнення: мінімізації діаметру, мінімізації апаратних витрат, максимізації ширини бінарного поділу, максимізації зв’язності;

- оптимізація параметрів МнК з метою досягнення: мінімальної транспортної затримки, мінімального рівня енергоспоживання та апаратних витрат, максимальної пропускної здатності;

Отже, можна зробити висновок, що розробка методів передачі даних в *wormhole* МнК, з метою збільшення її пропускної здатності, входить до переліку актуальних напрямків досліджень, сформованого провідними дослідниками в предметній області.

З 2007 року розпочався перехід від академічних досліджень в галузі МнК до комерціалізації результатів наукової діяльності, а також проведення розробок в цій області великими корпораціями електронної промисловості. Група дослідників з Болонського університету у складі *Federico Angiolini, Srinivasan Murali, Giovanni De Micheli* та *Luca Benini* засновує компанію *iNoCs*. Автори проекту багатоядерного процесора *RAW* [14] з Массачусетського технологічного інституту (*MIT*) створюють організацію *Tilera*. Трохи раніше на ринок мікроелектроніки виходить компанія *Arteris* з пропозицією високопродуктивних та надійних МнК для *ASIC* та *FPGA*. Корпорація *Intel* розробляє МнК, що здана поєднати 80 процесорних ядер типу *RISC* на частоті 5 ГГц [5]. Іншим важливим досягненням дослідників з *Intel* є створення прототипу процесору, що містить 48 *OM* типу *Pentium*, які функціонують на частоті 2 ГГц і об’єднані за допомогою МнК [3]. Результати останніх досліджень в області багатоядерних систем та МнК представлені в роботі [6], де описано дослідний прототип процесора, що включає 167 *OM* на кристалі. Варто звернути увагу на бібліотеку *Netmaker*, яка містить відкритий вихідний код для різних конфігурацій *wormhole* інтегральних маршрутизаторів (з підтримкою ВК, паралельною архітектурою, різноманітною реалізацією методів керування потоком, тощо) [22]. Мовою описання *Netmaker* є *System Verilog*. Бібліотека *Netmaker* дозволяє створювати МнК з топологією типу двовимірна решітка, проводити моделювання її роботи в стимуляторі *Synopsys VCS* та синтезувати апаратну реалізацію такої МнК за допомогою середовища *Synopsys Design Compiler*.

Відмінності в структурних та апаратних рішеннях між МнК та класичною комп’ютерною мережею

Структурна схема МнК представлена на рис. 1.

Як видно з рис. 1, маршрутизатори (М) в МнК об’єднані у відповідності до певної топології. У даному випадку – це двовимірна решітка (*mesh*). Кожному з’єднанню на рис. 1. відповідає пара протилежно направлених каналів для організації двостороннього зв’язку. Кожен *OM* містить приймальну та передавальну частини і підключається до М за допомогою мережевого інтерфейсу (МІ), до задач якого входить узгодження форматів передачі даних між *OM* та МнК. Часто на структурних схемах МнК позначення МІ опускають, вважаючи що даний елемент є складовою частиною *OM*.

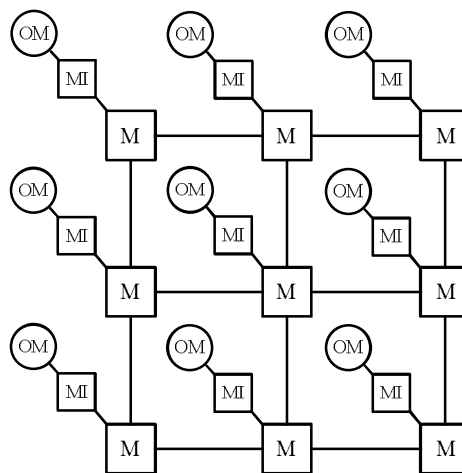


Рис. 1. Структурна схема МнК з топологією типу двовимірна решітка

Той факт, що всі компоненти МнК знаходяться всередині однієї ІМС обумовлює *основну відмінність МнК від класичної комп’ютерної мережі*, з якої впливають наступні відмінності:

- структурні та апаратні рішення використовувані в МнК повинні відповідати критеріям *ресурсоефективності* та *енергоефективності*, що обумовлює використання в МнК простих апаратних рішень та малої кількості буферної пам’яті;

- оскільки після виготовлення мікросхеми структура МнК залишається незмінною, для МнК характерна *статичність топології*;

- вимога простоти апаратних рішень робить недоцільною реалізацію складних (*адаптивних*) методів маршрутизації, тому в МнК переважно використовуються прості алгоритми статичної маршрутизації;

- вимога енергоефективності робить недоцільною передачу великих обсягів керуючої інформації, тому в МнК не використовується практика втрат пакетів та їх повторної передачі. Натомість використовується апаратурне керування потоком і гарантована доставка даних [23];

- малий обсяг буферного простору обумовлює передачу пакетів за технологією *wormhole* [23], замість методу повної буферизації (*store and forward*), характерного для класичних комп'ютерних мереж;

- оскільки МнК знаходиться всередині ІМС, великий обсяг доступних між'єднань, їх мікроелектронне виконання та відсутність обмежень зумовлених лімітованою кількістю виводів компонентів звичайних мереж, дозволяє використовувати для зв'язків між маршрутизаторами канали паралельного типу з розрядністю в сотні біт.

Вимоги ресурсо- та енергоефективності обумовили використання в МнК наступних топологій: двовимірна решітка (*mesh*), тор (*torus*), потовщене дерево (*fat tree*), метелик (*butterfly*), спайдергон (*spidergon*) [23].

Найбільш широко вживаною в МнК є топологія типу двовимірна решітка (*mesh*), про що свідчить її використання у ряді дослідних прототипів та серійних зразків МнК [3-6, 13, 14, 18, 22-28]. Перевагами цієї топології є хороша масштабованість, велика ширина бінарного поділу, можливість використання простої та надійної поординатної маршрутизації, рівномірне використання ресурсів ІМС та однаковий порядок довжини зв'язків між маршрутизаторами. Остання обставина сприяє збільшенню тактової частоти. Недоліком такої топології є відносно великий її діаметр та значні апаратурні витрати. В [29] обґрунтовано, що серед багатовимірних топологій з регулярною решітковою структурою, двовимірна решітка є найбільш ефективною в термінах транспортної затримки та пропускної здатності. Тороїдальна топологія дозволяє досягти збільшення пропускної здатності *wormhole* МнК на (11-20)% за рахунок більшої ширини бінарного поділу [30, 31], але довгі лінії зв'язку обмежують тактову частоту і, як наслідок, масштабованість такого підходу.

Визначення термінів для оцінки продуктивності МнК

Вузол мережі – компонент МнК: маршрутизатор, або мережевий інтерфейс;

Одиниця керування потоком, фліт (flit – flow control unit) – найменша атомарна порція даних, що передається між вузлами МнК;

Транспортна затримка – проміжок часу між створенням пакету даних у МІ-передавачі і прийомом всього пакету у МІ-приймачі, включаючи

тривалість перебування пакету в буфері передавача. Вимірюється в циклах тактової частоти;

Ємність мережі (C), або пікова пропускна здатність – максимально можлива кількість даних, яка теоретично може бути введена в МнК за цикл тактової частоти. Характеризує ідеальний випадок, коли в мережі відсутні конфлікти за сумісно використовувани ресурси і МнК може приймати нову порцію даних під час кожного такту. Ємність мережі вимірюється в бітах за секунду. Формула для розрахунку:

$$C = W \cdot N \cdot f, \quad (1)$$

де W – розрядність каналу (в бітах), через який МІ передає дані в маршрутизатор;

f – тактова частота, Гц;

N – кількість МІ в мережі.

Прикладене навантаження (λ) – кількість даних, що вводиться в мережу за одиницю часу. Визначається, як частина ємності МнК. Вимірюється в середній кількості флітів, інжекттованих кожним МІ в МнК за цикл тактової частоти (фліт/МІ/такт). Значення λ лежить у межах від нуля до одиниці. Формула для розрахунку:

$$\lambda = F / (N \cdot M), \quad (2)$$

де F – кількість флітів, що введена в МнК за проміжок часу рівний M циклам тактової частоти.

Поріг насичення (λ_s) – значення прикладеного навантаження, при якому транспортна затримка МнК стрімко зростає (на прядок і вище). Характеризує ситуацію, коли в МнК критично збільшується кількість конфліктів за сумісно використовувани ресурси, наприклад, за з'єднання між маршрутизаторами, що приводить до зростання часу очікування пакетів в буферах вузлів мережі.

Пропускна здатність (TH) – характеризує максимальну кількість даних, яка реально може бути введена в МнК за цикл тактової частоти з урахуванням конфліктів за сумісно використовувани ресурси. Вимірюється в бітах за секунду. Визначається як добуток ємності мережі на поріг насичення:

$$TH = C \cdot \lambda_s \quad (3)$$

Аналіз зв'язку між апаратурною реалізацією *wormhole* МнК і низькою пропускною здатністю мереж цього типу

Використання в МнК коротких черг у якості буферної пам'яті робить недоцільною буферизацію всього пакету перед його відправленням до наступного вузла мережі. Замість цього використовують так званий *метод wormhole передачі даних* [23]. До сьогодні немає усталено-

го перекладу цього терміну на українську мову, тому надалі він буде вживатися мовою оригіналу. Суть методу *wormhole* передачі полягає в наступному: пакет розбивається на атомарні одиниці керування потоком, так звані фліти (*flit* – *flow control unit*), розмір яких дорівнює розрядності каналу передачі даних і які передаються неперервно один за одним. Це означає, що фліти двох різних пакетів не можуть по чергово передаватися через одне фізичне з'єднання. Спочатку будуть передані фліти одного пакету, потім іншого. Під час *wormhole* передачі фліти просуваються через мережеве обладнання у міру можливості, не чекаючи приходу наступних флітів пакету, тому у кожний момент часу пакет може займати одразу кілька маршрутизаторів, на зразок черв'яка у червоточині, що і визначило назву методу.

При *wormhole* передачі, пакет має наступну структуру: перший фліт, за яким слідує довільна кількість флітів даних, що завершуються останнім флітом. Перший фліт містить маршрутну інформацію, а останній фліт вказує маршрутизатору на те, що передача пакету завершилася і з'єднання, тимчасово встановлене між його вхідним та вихідним портами, може бути розірване.

Відома конструкція *wormhole* маршрутизатора [4, 5, 24], що складається з N інформаційних входів і N інформаційних виходів (портів маршрутизатора), N вхідних буферів у вигляді черг типу *FIFO*, модуля керування та комутатора розмірністю $N \times N$ – рис. 2. Для апаратного керування потоком використовуються N входів та N

виходів керування. Модуль керування містить блоки маршрутизації, керування потоком, арбітражу доступу до комутатора, а також логіку, що реалізує алгоритм роботи маршрутизатора.

При відсутності конфліктів за сумісно використовувани ресурси, час проходження такого маршрутизатора складає два цикли тактової частоти для першого фліта пакету і по одному циклу для всіх наступних. Процедура обробки флітів конвеєризowana. На першому циклі тактової частоти (перший етап конвеєра), головний фліт пакету зчитується у вхідну чергу відповідного порта маршрутизатора. Одночасно з цим на основі даних, зчитаних з головного фліта, відбувається процедура маршрутизації, яка полягає у обчисленні номеру вихідного порта поточного маршрутизатора, куди необхідно передавати всі фліти даного пакету. Далі, вхідний порт, що містить головний фліт пакету, виставляє запит на встановлення з'єднання з вихідним портом, який обрано під час маршрутизації. Оскільки одразу декілька вхідних портів можуть обрати один і той же вихідний порт, на наступному циклі тактової частоти (другий етап конвеєру), блок арбітражу, що входить до складу модуля керування, визначає номер вхідного порта, який буде сполучено з певним вихідним портом. Зазвичай застосовуються схеми арбітрів з циклічним зсувом пріоритетів (*round-robin*), або матричні (*matrix*) арбітри [23]. В [25] показано, що матричний арбітр забезпечує більшу пропускну здатність і може функціонувати на більш високій частоті, ніж арбітр з циклічним зсувом пріоритетів. Натомість, останній потребує для

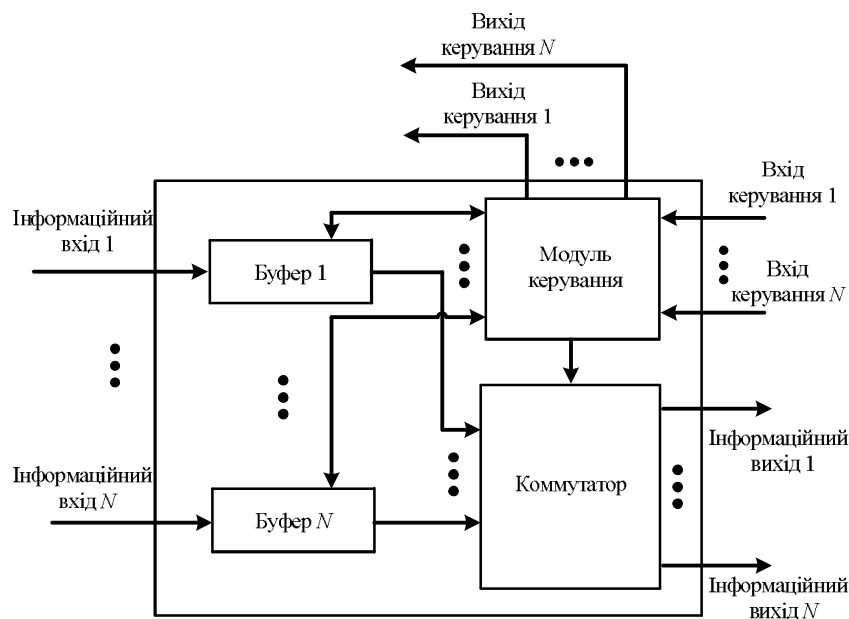


Рис.2. Структурна схема *wormhole* маршрутизатора.
 N – число вхідних-вихідних портів маршрутизатора.

своєї реалізації меншої кількості апаратурних ресурсів. Після закінчення процедури арбітражу, у тому ж циклі тактової частоти, модуль керування виставляє управляючі сигнали для комутатора таким чином, щоб сполучити вихід обраної вхідної черги і вихідний порт маршрутизатора, встановлюючи з'єднання між ними. Для гарантованої доставки даних найчастіше використовується метод апаратурного керування потоком на основі передачі кредитів [23]. Суть даного методу полягає у тому, що кількості вільного місця у буфері приймача відповідає певна кількість кредитів передавача (один фліт – один кредит), тобто кожному виходу маршрутизатора на рис. 2 поставлена у відповідність певна кількість кредитів. Для просування фліта через встановлене з'єднання необхідна наявність даних у відповідній черзі вхідного порта і ненульове число кредитів у відповідного порта на виході маршрутизатора. У разі виконання зазначених умов, фліт вилучається з черги на вході і через встановлене комутатором з'єднання передається наступному маршрутизатору. При цьому надсилається кредит попередньому вузлу мережі, інформуючи його про те, що у вхідній черзі звільнилася одиниця місця. У той же час число кредитів для вихідного порта маршрутизатора, через який щойно було передано фліт, декрементується. Після відправки останнього фліта пакету, встановлене з'єднання розривається, вихідний порт маршрутизатора вважається вільним і знову доступний для сполучення з одним із входів. Для підвищення тактової частоти кількість етапів конвеєра може бути збільшена.

Низьке значення порогу насичення для описаного вище маршрутизатора обумовлене наступним фактором. Як було вже зазначено, виходячи з вимог *wormhole* передачі, фліти кожного пакету повинні просуватися послідовно і неперервно один за одним. В описаному маршрутизаторі це досягається тим, що після приходу першого фліта пакету у вхідний буфер, за допомогою комутатора, з необхідним виходом маршрутизатора укладається зв'язок, нерозривний до моменту передачі через встановлене з'єднання останнього фліта пакету. Протягом проміжку часу, коли один з виходів маршрутизатора сполучений з певним вхідним буфером, інші вхідні буфери, що містять пакети, призначені для згаданого виходу, повинні чекати з'єднання і вважаються заблокованими. Описане явище має назву “блокування голови колони” (БГК). Оскільки під час *wormhole* передачі даних один пакет може займати одночасно кілька маршрутизаторів, це збільшує вірогідність виникнення БГК. Результати [12, 26] свідчать, що внаслідок БГК поріг насичення *wormhole* мережі не перевищує 0.5. Відповідно до формули (3) це означає, що пропускна здатність такої МНК не може бути більшою, ніж 50% від її ємності.

Класифікація методів підвищення пропускної здатності *wormhole* МНК

Розглянемо існуючі методи підвищення пропускної здатності *wormhole* МНК. З аналізу робіт за цією тематикою [26-48] випливає, що всі підходи до вирішення поставленої задачі можна розбити на дві групи:

1. розробка нових та модифікація існуючих методів маршрутизації;
2. розробка нових та модифікація існуючих методів передачі даних.

Проаналізуємо публікації по кожному з описаних напрямків.

Розробка нових та модифікація існуючих методів маршрутизації з метою збільшення пропускної здатності МНК

Як показано у попередньому розділі, пропускна здатність *wormhole* МНК обмежена значенням 50% ємності мережі внаслідок явища БГК, яке зумовлене спробою двох і більше входів маршрутизатора передати пакет через один і той же його вихід. З цього можна зробити висновок, що вірогідність виникнення БГК збільшується зі зростанням коефіцієнтів використання зв'язків між маршрутизаторами. Як наслідок, необхідною умовою зниження частоти виникнення БГК є рівномірність розподілення потоків даних в мережі, що значною мірою залежить від використовуваного методу маршрутизації.

Задачу маршрутизації для МНК можна сформулювати наступним чином: для кожного вхідного порту кожного маршрутизатора, куди надійшов пакет даних, необхідно визначити номер виходу маршрутизатора, на який потрібно передати згаданий пакет, якщо він прямує від МІ з адресою А до МІ з адресою Б.

За місцем вирішення описаної вище задачі, маршрутизація може бути:

- *розподіленою*, коли пакет містить лише адреси джерела та приймача, а номери портів визначаються безпосередньо в маршрутизаторах;
- *від джерела*, коли номери портів для всіх проміжних вузлів МНК, на шляху просування пакету, визначаються у МІ-передавачі і зберігаються на початку пакету.

За способом отримання маршрутної інформації розрізняють *табличну* та *алгоритмічну* маршрутизацію. У першому випадку кожен вузол МНК містить таблицю з необхідними маршрутами. У другому випадку маршрутна інформація (номер порта) розраховується кожного разу заново. Такий підхід не потребує пам'яті для збереження маршрутних таблиць, але споживає більше обчислювальних ресурсів, тому його використання доцільне лише під час реалізації простих методів маршрутизації.

Методи маршрутизації поділяються на *статичні* (детерміновані) та *динамічні* (адаптивні). У статичних методах під час визначення маршруту не враховується інформація про стан мережі (завантаженість, температуру, споживану потужність з'єднань, тощо). В динамічних методах така інформація береться до уваги, що дає змогу адаптувати маршрути просування пакетів для більш рівномірного просторового розподілення потоків даних, уникаючи появи перевантажених і недовантажених ділянок. Недоліками адаптивної маршрутизації є складність апаратної реалізації та значне енергоспоживання у порівнянні зі статичною версією [19-21]. Оскільки для динамічного формування маршрутних таблиць часто використовують передачу службових пакетів, це зменшує корисне навантаження на МнК.

Важливою характеристикою методу маршрутизації є його стійкість до статичного та динамічного взаємоблокування [23]. Статичне взаємоблокування (*deadlock*) виникає в МнК, коли головний фліт пакету очікує на передачу в вихідний порт, що зайнятий останнім флітом цього ж пакету. Очевидно, що останній фліт не зрушить з місця доки це не зробить перший з флітів і робота мережі виявиться заблокованою до перезавантаження системи. Динамічне взаємоблокування (*livelock*) характеризує ситуацію, коли пакет кружляє навколо пункту призначення і ніколи не досягає його.

На даний час найпоширенішим по застосуванню в МнК є метод покординатної маршрутизації [23], що має властивості найкоротшого маршруту, статичності, алгоритмічності, розподіленості, відсутності взаємоблокування і дуже простий в реалізації. Такий підхід широко використовується у ряді серійних та дослідних зразків МнК, що свідчить про його актуальність [3-5, 13, 14, 24]. Необхідною вимогою застосування покординатної маршрутизації є використання регулярних топологій типу *n*-вимірна решітка та тор [23]. Суть покординатної маршрутизації полягає в тому, що пакет спочатку досягає першої координати адреси вузла призначення, потім другої і, нарешті, *n*-ї. Наприклад, у випадку використання топології типу двовимірна решітка, пакет спочатку просувається в горизонтальному напрямку, а потім у вертикальному (*XU* маршрутизація), або навпаки (*YX* маршрутизація). Недоліком такого підходу є просторова нерівномірність розподілення трафіку в мережі. Відповідно до [23], зв'язки в центрі решітки будуть завантажені більше, ніж на периферії, що збільшує вірогідність виникнення БГК в центрі.

Для рівномірного розподілення трафіку в мережі, запропоновано метод маршрутизації під назвою *Valiant* [23], суть якого полягає у тому, що процес доставки розбивається на два етапи. Спочатку пакет надсилається до випадкового

вузла МнК, а потім прямує у пункт призначення. На обох етапах для доставки пакету використовується покординатна маршрутизація. У порівнянні з класичним *XU* підходом, таке рішення збільшує пропускну здатність МнК в середньому на 5% [27]. Недоліком методу *Valiant* є вдвічі більша транспортна затримка, ніж при звичайній покординатній маршрутизації [23, 27].

Інший спосіб рівномірного розподілення трафіку при використанні покординатної маршрутизації має назву *OITURN* [27]. Суть його полягає у тому, що перед відправкою пакету виконується випадковий вибір між *XU* та *YX* маршрутами з вірогідністю 0.5 і навантаження на мережу розподіляється рівномірно між *XU* та *YX* шляхами. Для усунення статичних та динамічних взаємоблокувань в запропонованій архітектурі використовують щонайменше два віртуальні канали: один для реалізації *XU*, а інший – *YX* маршрутів. З результатів отриманих в [27] випливає, що метод *OITURN* дозволяє підвищити пропускну здатність *wormhole* МнК в середньому на 15% у порівнянні з класичною покординатною маршрутизацією.

Інший варіант модифікації методу покординатної маршрутизації має назву *POPM* [28] і призначений для використання в МнК з топологією типу двовимірна решітка. Ідея запропонованого підходу наступна. Для кожного пакету, що передається від джерела до приймача і знаходиться у проміжному вузлі мережі можливі три ситуації:

- 1) приймач знаходиться у тому ж стовбці топології, що і проміжний вузол;
- 2) приймач знаходиться у тому ж рядку топології, що і проміжний вузол;
- 3) приймач знаходиться в іншому рядку і в іншому стовбці.

Для перших двох випадків пакет доставляється від проміжного вузла до пункту призначення з використанням покординатної маршрутизації. У третьому випадку трафік від проміжного вузла до приймача розбивається на кілька потоків, через маршрутизатори сусідні до проміжного вузла. Інтенсивність передачі даних в кожному такому потоці пропорційна кількості альтернативних мінімальних маршрутів від сусіда проміжного вузла, через який направляється потік, до пункту призначення пакету. Відсутність взаємоблокувань гарантується використанням віртуальних каналів. Відповідно до [28], метод *POPM* дозволяє підвищити пропускну здатність МнК в середньому на 15% порівняно з класичним покординатним підходом.

Розглянемо методи адаптивної маршрутизації, що використовуються в *wormhole* МнК. При адаптивному підході існує кілька альтернативних шляхів від вузла мережі, в якому знаходиться пакет, до приймача даних. Маршрутизатор

обирає маршрут через найменш завантажені вузли мережі. Під час виконання адаптивної маршрутизації важливо гарантувати відсутність статичних та динамічних взаємоблокувань. В [32] *Duato* пропонує методологію створення адаптивних методів маршрутизації без взаємоблокувань, суть якої полягає в наступному. *Duato* вводить поняття графу залежностей між з'єднаннями D (*channel dependency graph*) [32]. Вершинами графу D є з'єднання між маршрутизаторами. Будь-які дві вершини L_i та L_j сполучає направлена дуга, якщо існує маршрут, що визначається методом маршрутизації, відповідно до якого пакет прямуючи у пункт призначення послідовно перетне спочатку L_i , а потім L_j . Ациклічність графу D гарантує відсутність взаємоблокувань при використанні обраного методу маршрутизації.

Відсутність петель в графі D можна гарантувати заборону поворотів в певному напрямку. В [23] описано кілька подібних стратегій: “*west first*”, “*north last*” та “*negative first*”. В [33] запропоновано адаптивний метод маршрутизації для *wormhole* МнК під назвою *Odd-Even*, призначений для використання в МнК з топологією типу двовимірна решітка. *Odd-Even* маршрутизація забороняє повороти в напрямках “схід→північ” та “схід→південь” для вузлів, що знаходяться в парних стовбцях топології і повороти в напрямках “північ→захід”, “південь→захід” для вузлів з непарних стовбців. Результати отримані внаслідок імітаційного моделювання свідчать, що використання методу *Odd-Even* дозволяє збільшити пропускну здатність *wormhole* МнК на 60% порівняно з покординатним методом [34]. На сьогоднішній день не існує апаратурних реалізацій МнК з *Odd-Even* маршрутизацією, що унеможливило аналіз апаратурних витрат такого підходу.

В [35] запропоновано метод адаптивної маршрутизації під назвою *APSRA*, що використовує евристичні методи для усунення циклів в графі D . Використання *APSRA* дозволяє підвищити пропускну здатність *wormhole* МнК в середньому на 47% порівняно з покординатною маршрутизацією. Наведені результати отримані внаслідок високорівневого імітаційного моделювання, оскільки апаратурної реалізації *APSRA* не існує.

В [36] досліджено адаптивний метод мурашиної маршрутизації *AntNet*, для використання в *wormhole* МнК з топологією типу двовимірна решітка. В методі *AntNet* для визначення завантаженості з'єднань задіяні спеціалізовані пакети, що працюють по аналогії з мурашами-розвідниками. Кожен маршрутизатор містить таблицю з вірогідностями досягнення будь-якого вузла мережі і час від часу розсилає пакети-розвідники, після повернення яких модифікує таблицю маршрутизації. Для того, щоб змінити

одне поле в таблиці маршрутів необхідно виконати обчислення, які включають дві операції додавання, одну операцію множення і одну операцію ділення. Для визначення маршруту просування пакету, на основі даних таблиці маршрутизації, необхідно виконати обчислення, що включають дві операції віднімання, одну операцію множення і одну операцію ділення. Для передачі пакетів-розвідників використовуються виділені черги, на ряду з чергами для пакетів даних. Вище зазначене дозволяє зробити припущення про значну апаратурну складність описаного підходу, на що вказує також той факт, що до сьогодні *AntNet* не реалізований апаратурно, а всі дані про його результативність отримані з використанням імітаційного моделювання на високому рівні абстракції. Відповідно до [36], запропонований підхід дозволяє підвищити пропускну здатність *wormhole* МнК на 471% у порівнянні з покординатним методом. Наведені результати викликають сумніви в достовірності, оскільки по-перше, отримані з використанням високорівневої моделі, а не реальних апаратурних рішень, а по-друге, одержані лише для транспонованого трафіку (*transpose traffic*), який дозволяє отримати кращі результати для методів адаптивної маршрутизації у порівнянні з покординатним підходом, тоді як у випадку рівномірно розподіленого трафіку відрив у пропускну здатності може бути набагато нижчим [34]. Недоліком мурашиної маршрутизації є додаткове навантаження на мережу пакетами-розвідниками. В [37] метод *AntNet* модифіковано для використання в МнК з будь-якою топологією, однак апаратурної реалізації і оцінки апаратурних витрат все ще не отримано.

В [34] запропоновано гібридний метод *DyAD*, що використовує звичайну покординатну маршрутизацію при низькій завантаженості з'єднань МнК і перемикається на *Odd-Even* маршрутизацію у випадку перевищення навантаження певного порогу. Такий підхід дозволяє покращити пропускну здатність і знизити транспортну затримку у випадку рівномірного розподілення трафіку в мережі. Апаратурної реалізації методу *DyAD* теж не існує.

Розробка нових та модифікація існуючих методів передачі даних з метою збільшення пропускну здатності МнК

Для зменшення ймовірності виникнення БГК, *Dally* запропонував метод передачі даних на основі віртуальних каналів (ВК) [12]. Структурна схема *wormhole* маршрутизатора з ВК показана на рис. 3. Кожен вхідний порт такого маршрутизатора містить кілька черг (віртуальних каналів), які обслуговують одне фізичне з'єднання на вході порта. У випадку блокування одного з ВК, вхідні пакети передаються через інші, вільні канали, що знижує ймовірність виникнення БГК і

сприяє збільшенню порога насичення та пропускну здатності мережі.

Відповідно до рис. 3, *wormhole* маршрутизатор з підтримкою ВК містить N інформаційних входів і N інформаційних виходів (портів маршрутизатора). Кожен з інформаційних входів маршрутизатора за допомогою демультимплексора підключений до інформаційних входів M буферів, реалізованих у вигляді *FIFO* черг. Виходи буферів сполучені з входами комутатора, а виходи комутатора є виходами маршрутизатора.

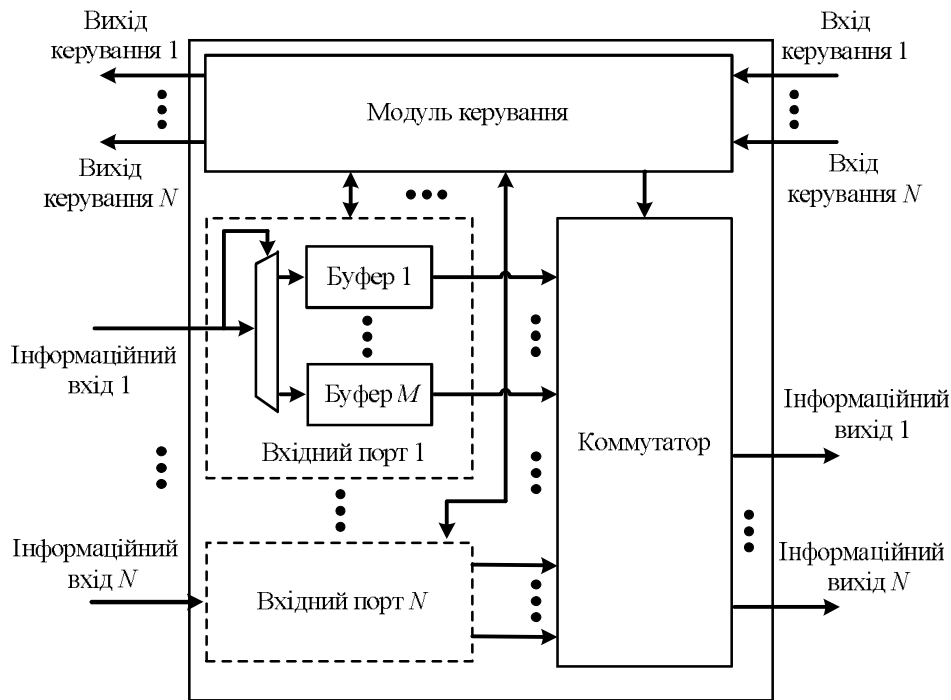


Рис. 3. Структурна схема *wormhole* маршрутизатора з віртуальними каналами

Як видно з рис. 3, основними відмінностями між класичним *wormhole* маршрутизатором, та його ВК модифікацією є наявність кількох буферів ВК та демультимплексору всередині кожного вхідного порту, присутність блоку виділення ВК та більша розмірність комутатора ($MN \times N$ замість $N \times N$). Перелічені фактори призводять до збільшення апаратних витрат на реалізацію ВК маршрутизатора та до зростання його транспортної затримки на один такт. Так, в [38, 45] показано, що подвоєння кількості ВК викликає збільшення апаратних витрат на 100%.

Технологія передачі даних з використанням ВК застосовується в наступних *wormhole* МНК: мережа, створена розробником методу ВК [12]; дослідна МНК *Intel* [3]; *Hermes VC* [38]; *MocRes* [39]; *Aethereal* [40]; *Netmaker VC* [22] та у ряді дослідних МНК [26, 41–44]. Інформація про вплив методу ВК на поріг насичення і, як наслідок, на пропускну здатність *wormhole* МНК зібрана в табл. 3. Аналізуючи табл. 3, можна зробити висновок, що використання методу ВК дозволяє збільшити поріг насичення і, як наслідок, пропускну здатність

Розмірність комутатора – $MN \times N$. Встановлення з'єднань всередині комутатора виконується модулем керування, що включає блок маршрутизації, блок керування потоком, блок виділення віртуальних каналів, блок керування комутатором, а також логіку, що реалізує алгоритм роботи маршрутизатора. Для апаратного керування потоком використовують N входів та N виходів керування, а у якості метода керування найпоширенішим є використання кредитів (*credit-based flow control*) [23].

МНК на (2-200)%. При цьому середнє значення приросту порогу насичення складає 49%. Найбільш ефективним є використання двох ВК. По мірі зростання числа ВК, відносний приріст порогу насичення зменшується.

Передача даних з використанням технології ВК у своєму “класичному” варіанті передбачає послідовне виконання операцій по виділенню ВК та отриманню доступу до комутатора. В [26, 42, 43] показано, що можна досягти зменшення затримки інтегрального маршрутизатора у випадку паралельного виконання цих операцій (*speculative VC allocation*). Вперше такий підхід запропоновано в [26]. В момент приходу головного фліта пакету, одночасно виконуються дії по виділенню ВК та отриманню доступу до комутатора. У випадку їх успішного завершення, фліт буде передано до наступного маршрутизатора під час нового циклу тактової частоти. Такий підхід дозволяє знизити тривалість обробки маршрутизатором головних флітів пакету на один такт, але має недолік пов'язаний зі зниженням вірогідності успішного завершення обох операцій. У випадку, коли одна, або обидві дії закінчуються невдало

(не виділено ВК, або/і не отримано доступу до комутатора), необхідно їх повторити на наступному такті. З метою запобігання зниженню продуктивності, в маршрутизаторах такого типу використовують два модулі отримання доступу до комутатора. Перший – для пакетів, яким ще не виділено ВК, другий – для флітів, які ще не отримали доступу до комутатора, але на попередньому такті отримали новий номер ВК [26, 42]. Таке ускладнення внутрішньої структури приводить до зменшення середнього часу транспортної

затримки маршрутизатора, але невідворотно збільшує апаратні витрати на його реалізацію. Апаратна реалізація ВК маршрутизатора з паралельною архітектурою запропонована в [22, 43]. Аналіз результатів, викладених в [26, 42], свідчить, що використання паралельного підходу дозволяє зменшити транспортну затримку *wormhole* МнК на (5÷20)% і збільшити поріг її насичення на (3÷9)% у порівнянні з класичною ВК архітектурою.

Таблиця 3.

Вплив методу передачі даних з використанням ВК на поріг насичення *wormhole* МнК.
Відносний приріст характеризується відношенням отриманого приросту пропускної здатності до кількості ВК

Мережа	К-кість ВК на порт	Поріг насичення без ВК, фліт/вузол/цикл	Поріг насичення з ВК, фліт/вузол/цикл	Приріст, %	Відносний приріст, %
<i>Dally</i> , [12]	2	0.2	0.4	100	50
<i>Dally</i> , [12]	16	0.2	0.6	200	12.5
<i>Hermes VC</i> , [38]	2	0.2	0.23	15	7.5
<i>Hermes VC</i> , [38]	4	0.2	0.25	25	6.25
<i>Mullins</i> , [42]	2	0.52	0.64	23	11.5
<i>Mullins</i> , [42]	4	0.52	0.68	31	7.75
<i>Peh</i> , [26]	2	0.4	0.55	37.5	18.75
<i>Netmaker</i> , [45]	2	0.17	0.3	76	38
<i>Netmaker</i> , [45]	4	0.17	0.34	100	25
Короткий, [41]	2	0.5	0.54	8	4
Короткий, [41]	4	0.5	0.51	2	0.5

Для зменшення транспортної затримки та збільшення пропускної здатності *wormhole* МнК з ВК в [46] запропоновано використовувати технологію швидкісних віртуальних каналів – ШВК (*Express Virtual Channels, EVC*). Структура МнК такого типу показана на рис. 4. Основна ідея подібного підходу полягає у тому, що між маршрутизаторами, які знаходяться на відстані *k* проміжних вузлів, укладається ШВК. ШВК представляють собою не реальні фізичні, а віртуальні логічні зв'язки, що мультиплексуються через єдине фізичне з'єднання. Розрізняють статичні та динамічні ШВК. У МнК зі статичними ШВК, останні розподілені рівномірно та регулярно. На рис. 4, статичні ШВК показані пунктирними лініями. Кожна така пунктирна лінія передбачає двонаправлену передачу даних. У випадку зв'язку між маршрутизаторами 00 та 03 це означає, що існують як ШВК для передачі даних у напрямку 00→03, так і ШВК для передачі даних у протилежному напрямку (рис. 4).

Якщо пакет передається через ШВК, це означає, що при проходженні проміжних маршрутизаторів для певного ШВК, фліти пакету не буферизуються і не приймають участь в операціях арбітражу, оскільки мають пріоритет над звичайними ВК. Це дозволяє скоротити затримку проміжних маршрутизаторів, що лежать на шляху певного ШВК, до одного такту.

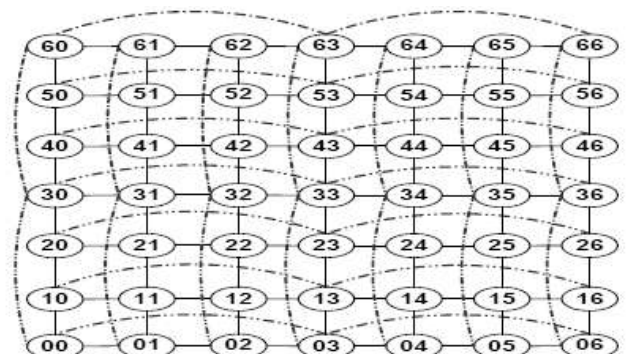


Рис.4. МнК зі статичними швидкісними ВК

В МнК зі статичними ШВК розрізняють маршрутизаторами, що є джерелами, або приймачами пакетів, які проходять через ШВК (маршрутизатори першого типу) і звичайні, прохідні маршрутизатори, які пакет має можливість швидко перетнути за допомогою ШВК (маршрутизатори другого типу). Наприклад, маршрутизатори 00 та 03 належать до першого типу, а маршрутизатори 01 та 02 – до другого типу (рис. 4). Маршрутизатори першого типу містять, як звичайні ВК, так і ШВК у кожному своєму порті, а також схему виділення ШВК на додачу до схеми виділення ВК. Маршрутизатори другого типу відрізняються від звичайних ВК маршрутизаторів тим, що по запиту від попереднього маршрутизатора вони можуть з'єднати між собою певні вхід та вихід маршрутизатора, утворивши ШВК, не залежно від запитів на використання такого виходу звичайними ВК. Розглянемо передачу пакету у МнК з ШВК (рис. 4) від вузла 01 – до вузла 56. На своєму шляху, пакет буде використовувати звичайні ВК для того, щоб потрапити у вузол 03, далі, з вузла 03 пакет через ШВК потрапляє у вузол 06, а з вузла 06 за допомогою ШВК, передається у вузол 36. З вузла 36 у пункт призначення 56 пакет передається з використання звичайних ВК. Для передачі пакетів без втрат, через ШВК, джерелу ШВК (наприклад, маршрутизатору 00) необхідно мати гарантії наявності вільного місця у приймачі ШВК (наприклад, маршрутизатор 03). З цією метою використовується апаратне керування потоком, наприклад, на основі кредитів [23]. У порівнянні зі звичайними ВК, під час використання ШВК, інформацію про кредити необхідно передавати на значно більші відстані (наприклад, від маршрутизатора 00 до маршрутизатора 03 і навпаки), що зумовлює зменшення тактової частоти. В роботах [13, 47, 48] для передачі інформації про керування потоком в МнК з ШВК пропонується використовувати глобальні та швидкісні диференціальні лінії зв'язку з низькою амплітудою сигналу (*low swing differential signaling*). В МнК з динамічними ШВК, кожен маршрутизатор може бути, як джерелом, так і приймачем ШВК, що збільшує апаратні витрати на реалізацію. Результати, наведені в [46] свідчать, що використання ШВК збільшує поріг насичення на 8% (статичні ШВК) і на 23% (динамічні ШВК) у порівнянні з МнК на основі ВК. Середнє значення транспортної затримки МнК, як для статичного, так і для динамічного підходів зменшується на 34% порівняно з ВК МнК. Апаратна реалізація МнК з ШВК представлена в [13] у вигляді мікросхеми, виготовленої за технологією 45нм. ШВК МнК з [13] функціонує на частоті 1ГГц і дозволяє зменшити транспортну затримку на 48-55%, а також збільшити пропускну здатність вдвічі у порівнянні з МнК на основі

ВК. При цьому апаратні витрати на реалізацію МнК з ШВК лише на 5% більші ніж для МнК з ВК.

Висновки

1. Виконано порівняльний аналіз переваг існуючих МнК над іншими способами організації зв'язку в ІМС за критеріями масштабованості, тактової частоти і пропускну здатності. Результати свідчать про перевагу МнК за всіма з перелічених параметрів. Сучасні МнК здатні об'єднати від 16 до 167 ОМ на кристалі, зберігаючи пікове значення пропускну здатності в межах від 13 до 25 Тбіт/сек, при тактовій частоті від 1 ГГц до 5 ГГц. Наразі невідомо про досягнення подібних результатів з використання інших способів організації взаємозв'язку в ІМС, окрім МнК, що підтверджує актуальність та практичну значущість досліджень в даному напрямку.

2. Проведено аналіз розвитку досліджень в галузі МнК. Результат дозволяє зробити висновок про те, що питання ресурсоефективного збільшення пропускну здатності *wormhole* МнК є актуальним і до кінця не вирішеним, що підтверджується публікаціями у міжнародних реферованих виданнях з імпаکت фактором від 1 до 3.

3. Проведено аналіз структурно-апаратних рішень, що використовуються в існуючих МнК. В результаті сформульовані відмінності між *wormhole* МнК та класичною комп'ютерною мережею. Основною відмінністю є розташування всіх компонентів МнК всередині однієї ІМС, що приводить до використання ресурсо- та енергоефективних апаратних рішень і малого обсягу буферної пам'яті. Вимоги енерго- та ресурсоефективності зумовлюють застосування в МнК методу *wormhole* передачі даних, апаратного керування потоком, статичної топології типу двовимірної решітки і методу покординатної маршрутизації. Застосування малого обсягу буферної пам'яті приводить до виникнення явища БГК, в результаті якого пропускну здатність *wormhole* МнК не перевищує 50% від ємності мережі. Для підвищення пропускну здатності *wormhole* МнК необхідно застосовувати структурно-апаратні рішення, що усувають, або зменшують вірогідність виникнення БГК.

4. Оскільки предметна область МнК є новою для вітчизняного наукового середовища, для впровадження єдності термінології, введені україномовні визначення та чисельні формули, що описують наступні поняття (в контексті МнК): транспортна затримка, ємність, поріг насичення, прикладене навантаження. З формули (3) можна зробити висновок, що зростання пропускну здатності *wormhole* МнК відбувається зі збільшенням порогу насичення, за умови незмінного значення ємності МнК. З формули (1) випливає, що

емність МНК залежить від розрядності між'єднань, кількості вузлів і тактової частоти. З цього можна зробити висновок, що для збільшення пропускної здатності МНК, шляхом підвищення її порогу насичення, необхідно застосувати структурно-апаратні рішення, що не приводять до зменшення значень перелічених складових формули (1).

5. Проведений аналіз методів підвищення пропускної здатності *wormhole* МНК показав, що:

- розробка нових та модифікація існуючих методів маршрутизації з метою рівномірного розподілення трафіку в МНК приводить до збільшення пропускної здатності мережі. Найбільш широко застосовуваним в МНК на сьогоднішній день є метод покординатної маршрутизації, внаслідок простоти своєї реалізації та відсутності взаємоблокувань. Модифікація статичних методів маршрутизації для збільшення пропускної здатності, порівняно з покординатним підходом, приводить до покращення результатів не більше ніж на 15%. Динамічні (адаптивні) методи маршрутизації дозволяють збільшити пропускну здатність *wormhole* МНК на 47%-60%, однак моніторинг завантаженості мережі та реалізація методів визначення маршрутів потребують значних апаратних витрат, що не вписується в концепцію розвитку МНК. Доказом наведеної тези є той факт, що до сьогодні жоден з методів адаптивної маршрутизації для МНК не реалізований апаратно;

- розробка нових та модифікація існуючих методів передачі даних виглядає перспективним підходом до збільшення пропускної здатності *wormhole* МНК. Проведений аналіз існуючих підходів показав доцільність застосування методу ВК, що дозволяє підвищити поріг насичення МНК на (2-200)%. При цьому середнє значення приросту порогу насичення складає 49%. Найбільш ефективним є використання двох ВК на порт маршрутизатора. По мірі зростання числа ВК, відносний приріст порогу насичення зменшується. Використання швидких ВК (ШВК) збільшує поріг насичення на 8% (статичні ШВК) і на 23% (динамічні ШВК) у порівнянні з МНК на основі звичайних ВК.

Список літератури

1. Intel Xeon Processor E7 Family – 10 core processor [Електронний ресурс]. – Режим доступу: <http://ark.intel.com/products/family/59139>.
2. AMD Opteron™ 6200 Series Platform – 16 core processor [Електронний ресурс]. – Режим доступу: <http://www.amd.com/us/products/server/processors/6000-series-platform/pages/6000-series-platform.aspx>.
3. Howard J. A 48-core IA-32 processor in 45 nm CMOS using on-die message passing and

DVFS for performance and power scaling / J. Howard, S. Dige, S.R. Vangal, G. Ruhl, N. Borkar, S. Jain, V. Erraguntla // IEEE Journal of Solid-State Circuits. – 2011. – Vol. 46, № 1. – P. 173-183.

4. Wentzloff D. On-chip interconnection architecture of the tile processor / D. Wentzloff, P. Griffin, H. Hoffmann, L. Bao, B. Adwards, C. Ramey, M. Mattina, C. Miao, J. Brown, A. Agarwal // IEEE Micro. – 2007. – Vol. 27, № 5. – P. 15-31.

5. Hoskote Y. A 5-GHz mesh interconnect for a teraflops processor / Y. Hoskote, S. Vangal, A. Singh // IEEE Micro. – 2007. – Vol. 27, № 5. – P. 51-61.

6. Truong D.N. A 167-processor computational platform in 65 nm CMOS / D.N. Truong, W.H. Cheng, T. Mohsenin, Z. Yu, A.T. Jacobson, G. Landge, M.J. Meeuwsen, C. Watnik, A.T. Tran, B.M. Baas // IEEE Journal of Solid-State Circuits. – 2009. – Vol. 44, № 4. – P. 1130-1144.

7. International technology roadmap for semiconductors. System drivers [Електронний ресурс] // The international technology roadmap for semiconductors, 2011. – Режим доступу: <http://www.itrs.net/Links/2011ITRS/2011Chapters/2011SysDrivers.pdf>.

8. Lee H.G. On-chip communication architecture exploration: A quantitative evaluation of point-to-point, bus and network-on-chip approaches / H.G. Lee, U.Y. Ogras, R. Marculescu // ACM Transactions on Design Automation of Electronic Systems. – 2007. – Vol. 12, № 3. – P. 1-20.

9. Angiolini F. A layout-aware analysis of networks-on-chip and traditional interconnects for mpsoes / F. Angiolini, P. Meloni, L. Benini // IEEE Transactions on Computer Aided Design of Integrated Circuits and Systems. – 2007. – Vol. 26, № 3. – P. 421-434.

10. Dally W. Route packets, not wires: on-chip interconnection networks / W. Dally, B. Towles // Proceedings of the 38th annual Design Automation Conference, June 2001. – Las Vegas, USA, 2001. – P. 684-689.

11. Benini L. Networks on chips: A new SoC paradigm / L. Benini, G. De Micheli // IEEE Computer. – 2002. – Vol. 35, № 1. – P. 70-78.

12. Dally W.J. Virtual Channel Flow Control / W.J. Dally // IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems. – 1992. – Vol. 3, № 2. – P. 194-205.

13. Park S. Approaching the theoretical limits of a mesh NoC with a 16-node chip prototype in 45 nm SOI / S. Park, T. Krishna, C. Owen Chen, B. Daya, A. Chandrakasan, L. Peh // Proc. of 49th annual Design Automation Conference (DAC). – New York, USA, 2012. – P. 398-405.

14. Taylor M.B. The RAW microprocessor: a computational fabric for software circuits and general-purpose programs / M.B. Taylor, J. Kim, J. Miller, D. Wentzloff, F. Ghodrati, B. Greenwald,

A. Agarwal // IEEE Micro. – 2002. – Vol. 22, № 2. – P. 25-35.

15. Kavaldjiev N.K. A Survey of Efficient On-Chip Communications for SoC / N.K. Kavaldjiev, G.J.M. Smit // In: 4th PROGRESS Symposium on Embedded Systems.– Nieuwegein, The Netherlands, 2003.– P. 129-140.

16. Bjerregaard T. A survey of research and practices of network-on-chip / T. Bjerregaard, S. Mahadevan // ACM Computing Surveys. – 2006. – Vol. 38, № 1. – P. 1-51.

17. Atienza D. Network-On-Chip Design and Synthesis Outlook / D. Atienza, F. Angiolini, L. Benini // Integration The VLSI journal. – 2008. – Vol. 41, № 3. – P. 340-359.

18. Salmien E. Survey of network-on-chip proposals [Электронный ресурс] / E. Salmien, A. Kulmala, T.D. Hamalainen // OCP-IP, 2008. – Режим доступа: http://www.ocpip.org/uploads/documents/OCP-IP_Survey_of_NoC_Proposals_White_Paper_April_2008.pdf.

19. Agarwal A. Survey of network on chip (noc) architectures & contributions / A. Agarwal, C. Iskander, R. Shankar // Journal of Engineering, Computing and Architecture. – 2009. – Vol. 3, № 1. – P. 21-27.

20. Marculescu R. The Chip Is the Network: Toward a Science of Network-on-Chip Design / R. Marculescu, P. Bogdan // Foundations and Trends in Electronic Design Automation. – 2009. – Vol. 2, № 4. – P. 371-461.

21. Marculescu R. Outstanding Research Problems in NoC Design: System, Microarchitecture, and Circuit Perspectives / R. Marculescu, U. Ogras // IEEE Transactions on Computer Aided Design of Integrated Circuits and Systems. – 2009. – Vol. 28, № 1. – P. 3-21.

22. Netmaker NoC library source code [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://www.dyn.cl.cam.ac.uk/~rdm34/wiki>.

23. Dally W.J. Principles and Practices of Interconnection Networks / W.J. Dally, B.P. Towles. – San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, 2004. – 550 p.

24. Ehliar A. An FPGA based open source network-on-chip architecture / A. Ehliar, D. Liu // Proceedings of Fields Programable Logic and Applications International Conference. – Amsterdam, Netherlands, 2007. – P. 800-803.

25. Fu Z. The design and implementation of arbiters for networks-on-chip / Z. Fu, X. Ling // in Proceedings of 2nd International Conference on Industrial and Automation Systems. – Dalian, China, 2010. – P. 292-295.

26. Peh L.S. A delay model and speculative architecture for pipelined routers / L.S. Peh, W.J. Dally // International Symposium on High-Performance Computer Architecture. – Nuevo Leone, Mexico, 2001. – P. 255-266.

27. Seo D. Near-optimal worst-case throughput routing for two-dimensional mesh networks / D. Seo, A. Ali, W.T. Lim, N. Rafique, M. Thottethodi // in Proceedings of 32nd Annual International Symposium on Computer Architecture. – Madison, Wisconsin, USA, 2005. – P. 432-443.

28. Sayed M.E. A power efficient, oblivious, path-diverse, minimal routing for mesh-based networks-on-chip / M. Sayed, S.A. Salem, M.H. Awadalla, A.M. Mostafa // International Journal of Computer Science Issues. – 2012. – Vol. 9, № 2. – P. 339-347.

29. Dally W.J. Performance analysis of k-ary n-cube interconnection networks / W.J. Dally // IEEE Transactions on Computers. – 1990. – Vol. 39, № 6. – P. 775-785.

30. Mirza-Aghatabar M. An empirical investigation of mesh and torus NoC topologies under different routing algorithms and traffic models / M. Mirza-Aghatabar, S. Koohi, S. Hessabi, M. Pedram // in Proceedings of 10th Euromicro Conference on Digital System Design Architectures, Methods and Tools. – Lubeck, Germany, 2007. – P. 19-26.

31. Romanov O. A comparative analysis of the efficiency of regular and pseudo-optimal topologies of networks-on-chip based on Netmaker / O. Romanov, O. Lysenko // in Proc. of Mediterranean Conference on Embedded Computing MECO-2012. – Bar, Montenegro, 2012. – P. 13-16.

32. Duato J. A new theory of deadlock-free adaptive routing in wormhole networks / J. Duato // Transactions on parallel and distributed systems. – 1993. – Vol. 4, № 12. – P. 1320-1331.

33. Chiu G.M. The odd-even turn model for adaptive routing / G.M. Chiu // Transactions on parallel and distributed systems. – 2000. – Vol. 11, № 7. – P. 729-738.

34. Hu J. DyAD – smart routing for networks-on-chip / J. Hu, R. Marculescu // in Proceedings of 41st Design Automation Conference.–San Diego, USA, 2004. – P. 260-263.

35. Palesi M. A methodology for design of application-specific deadlock-free routing algorithms for NoC systems / M. Palesi, L. Holsmark, S. Kumar // in Proceedings of Hardware/Software Codesign and System Synthesis 4th International Conference. – Seoul, Korea, 2006. – P. 142-147.

36. Daneshtalab M. NoC hot spot minimization using AntNet dynamic routing algorithm / M. Daneshtalab, A. Sobhani, A. Afzali-Kusha, O. Fatemi, Z. Navabi // in Proceedings of International Conference on Application-specific Systems, Architectures and Processors.– Steamboat Springs, Colorado, USA, 2006. – P. 33-38.

37. Ладыженский Ю.В. Муравьиная маршрутизация в сетях на кристаллах / Ю.В. Ладыженский, В.А. Мирецкая // Материалы 2-й международной научно-технической

конференції "Моделирование и компьютерная графика – 2007". – Донецк, 2007. – С. 182-186.

38. Mello A. Virtual channels in networks on chip: implementation and evaluation on Hermes NoC / A. Mello, N.L. Tedesco, Calazans, F. Moraes // in Proceedings of 18th Symposium of Integrated Circuits and Systems Design. – New York, USA, 2005. – P. 178-183.

39. Janarthanan A. Networks-on-chip based high performance communication architectures for FPGAs: Ph.D. dissertation: 07.11.2008 / Arun Janarthanan. – Cincinnati, Ohio, 2008. – 143 p.

40. Rijpkema E. Trade-offs in the design of a router with both guaranteed and best-effort services for networks on chip / E. Rijpkema, K. Goossens, A. Radulescu, J. Dielissen, P. Wielage // in Proceedings of DATE conference. – Munich, Germany, 2003. – P. 350-355.

41. Короткий Е.В. Влияние виртуальных каналов на транспортную задержку сети на кристалле / Е.В. Короткий, А.Н. Лысенко // Проблемы інформатизації та управління. – 2011. – № 2. – С. 69-73.

42. Mullins R. Low-latency virtual-channel routers for on-chip networks / R. Mullins, A. West, S. Moore // in Proceedings of 31th International Symposium on Computer Architecture. – Munich, Germany, 2004. – P. 188-197.

43. Mullins R. The design and implementation

of low-latency on-chip network / R. Mullins, A. West, S. Moore // in Proceedings of 11th Asia and South Pacific Design Automation Conference. – Yokohama, Japan, 2006. – P. 164-169.

44. Kavaldjiev N. A virtual channel router for on-chip networks / N. Kavaldjiev, G.J. Smit, P.G. Jansen // Proceedings of IEEE International SoC Conference. – Santa Clara, USA, 2004. – P. 289-293.

45. Korotkyi I. Hardware implementation of link aggregation in networks-on-chip / I. Korotkyi, O. Lysenko // in Proceedings of World Congress on Information and Communication Technologies WICT-2011. – Mumbai, India, 2011. – P. 1112-1117.

46. Kumar A. Express virtual channels: towards the ideal interconnection fabric / A. Kumar, L.S. Peh, P. Kundu, N.K. Jha // in Proceedings of the 34th Annual International Symposium on Computer Architecture. – New York, NY, USA, 2007. – P. 150-161.

47. Krishna T. NoC with near-ideal express virtual channels using global-line communication / T. Krishna, A. Kumar, P. Chiang, M. Erez, L.S. Peh // in Proceedings of the 16th IEEE Symposium on High Performance Interconnects. – Stanford, CA, USA, 2008. – P. 11-20.

48. Krishna T. Express virtual channels with capacitively driven global links / T. Krishna, A. Kumar, P. Chiang, M. Erez, L.S. Peh, J. Postman // IEEE Micro. – 2009. – Vol. 29, № 4. – P. 48-61.