

## Порівняльний аналіз ефективності псевдооптимальних і регулярних топологій мереж на кристалі з використанням Netmaker

каф. КЕОА, НТУУ «КПІ», kaf201@fel.kpi.ua

*Розглянуто підходи до оптимізації підсистеми зв'язку мереж на кристалі. Проведено моделювання псевдооптимальних та регулярних топологій мереж на кристалі з 9-ма вузлами за допомогою System Verilog бібліотеки Netmaker. Результати моделювання показали, що псевдооптимальні топології високоефективні для випадків проектування мереж із такою кількістю вузлів і з'єднувальних ліній, що не можуть бути досягнуті при використанні типових регулярних топологій.*

### Постановка задачі

Однією з основних тенденцій розвитку сучасних систем на кристалі (СнК) є їх трансформація в мережі на кристалі (МнК) [1]. МнК – це множина обчислювальних модулів, об'єднаних загальною підсистемою зв'язку, яка складається з роутерів і з'єднань між ними. Підсистема зв'язку МнК займає значні ресурси кристала і є енергоємною, що на тлі все зростаючих вимог до ресурсоємності і швидкості передачі даних мережею обумовлює необхідність пошуку оптимальних рішень її побудови [1-4].

### Напрямки оптимізації МнК

Оптимізація МнК можлива у таких взаємопов'язаних напрямках: в бік збільшення пропускної здатності мережі, а також щодо зменшення транспортної затримки і витрат ресурсів на реалізацію роутерів і з'єднань між ними.

Транспортна затримка – це інтервал часу між генерацією пакета і прийомом його в пункті призначення, яка в значній мірі залежить від реалізації роутерів. Пропускна здатність – це максимальна кількість даних, що передається мережею за одиницю часу і обмежена порогом насичення, коли транспортна затримка пакетів зростає у кілька разів.

Наразі найбільшого поширення набули МнК з wormhole управлінням потоком, де пакет розбивається за шириною каналу передачі на фрагменти – фліти, які послідовно передаються мережею. Даний підхід не вимагає буферизації всього пакета і тому дає змогу економити ресурси буферної пам'яті. Класичні wormhole роутери мають 4 порти для з'єднання із сусі-

дніми і один локальний – для комунікації із обчислювальним модулем. Вони застосовуються у мережах на базі FPGA, де використовувані ресурси є критичними [4]. Проте даний підхід має суттєвий недолік: високу ймовірність блокування головного фліту – дедлоку (deadlock) і взаємного блокування пакетів, що може призвести до повної зупинки функціонування мережі.

В роботі [5] запропоновано схему wormhole роутера з віртуальними каналами. Суть даного підходу полягає у тому, що одному фізичному каналу ставлять у відповідність декілька паралельних черг – віртуальних каналів на входних портах роутерів. Це дає змогу зменшити штраф через блокування головного фліту в одному з віртуальних каналів, так як передача буде тривати по іншим. У той же час, із введенням віртуальних каналів збільшуються ресурсні витрати на додаткові черги та мультиплексування каналів, так само, як і затримка на роутері. Крім того, результати моделювання, проведеного в [3], показали, що збільшення кількості віртуальних каналів надає позитивний ефект на пропускну здатність тільки у певних межах. Це обумовлено тим, що віртуальні канали поділяють один фізичний канал. У зв'язку з цим в роботі [6] запропоновано оптимізацію роутера з віртуальними каналами (маршрутизатор з паралельною архітектурою і з прогнозуванням), що дозволяє зменшити транспортну затримку, однак призводить до додаткових ресурсних витрат.

Подальшим удосконаленням мереж з віртуальними каналами може бути використання спеціалізованих роутерів з

кількістю віртуальних каналів, що підлягає конфігурації в залежності від завантаженості тієї чи іншої лінії зв'язку.

Іншим способом збільшення пропускної здатності мережі є збільшення ширини каналів (зазвичай в різних реалізаціях вибирають ширину каналу від 8 до 32 біт), проте це викликає збільшення ресурсних витрат на сполучні лінії і буферну пам'ять [4].

Заслуговує уваги і реалізація роутера з агрегацією каналів – тут замість віртуальних каналів використовують кілька фізичних з'єднань, сполучених в одне логічне з'єднання (транк). Даний підхід дає змогу економити на буферній пам'яті під черги віртуальних каналів і забезпечує можливість у 1,5 рази збільшити пропускну здатність мережі у порівнянні з віртуальними каналами, але призводить до збільшення витрат ресурсів на організацію з'єднань у кілька разів [7].

Таким чином, оптимізація МНК в бік збільшення пропускної здатності шляхом удосконалення роутерів або розширення ємності каналів зв'язку неминуче призводить до збільшення витрат ресурсів (в першу чергу, на з'єднувальні лінії). Враховуючи те, що дані ресурси також обмежені, виникає потреба в оптимізації мереж і в напрямку зменшення витрат на з'єднувальні лінії.

Один із способів – це зменшення розрядності фізичних з'єднувальних ліній шляхом установаження на вході й на виході серіалізаторів / десеріалізаторів, які розбивають фліти на пфіти і послідовно їх передають. Для того, щоб не було додаткової затримки, канали передачі зазвичай тактуються на більш високій частоті, ніж роутери – так, щоб для роутерів передача відбувалася за 1 такт [8]. Даний підхід досить складний у реалізації і вимагає додаткових витрат ресурсів на реалізацію передачі пфітів.

### **Регулярні топології МНК**

Згідно з В. Деллі [5], найбільш кошовними із ресурсів при реалізації МНК є фізичні канали передачі, а також буферна пам'ять і перемикальна частина роутерів.

Окрім архітектури роутерів і алгоритму управління потоком даних, на ефективність МНК важливий вплив має топологія, котра значною мірою визначає структуру роутерів, алгоритм маршрутизації і витрати з'єднувальних ресурсів. У загальному випадку топологія МНК являє собою неорієнтований зв'язний граф, що складається з вершин – роутерів і ребер – фізичних ліній зв'язку між ними і фактично описує, яким чином роутери з'єднані між собою і скільки ліній зв'язку задіяні для цього [1]. Основними характеристиками топології є:

- кількість вершин роутерів ( $N$ );
- кількість ребер – фізичних з'єднань між роутерами ( $Ed$ );
- порядок вершини – кількість ребер, що виходять з неї ( $St$ );
- діаметр графа – максимум серед мінімальних відстаней між будь-якими двома вершинами ( $D$ );
- середня відстань серед найбільш коротких шляхів між усіма вузлами графа ( $L_{av}$ ).

Чим нижче  $Ed$ , тим менше ресурсні витрати, а чим менше  $L_{av}$  і  $D$ , тим швидше пакети досягають місця призначення.

Найбільш поширеною серед регулярних топологій є mesh топологія, що являє собою мережу з  $N=m \cdot n$  вузлів прямокутного або  $N=n \cdot n$  вузлів квадратного виду. Кожен вузол з'єднаний з чотирма сусідніми (рис. 1а). Крайні вузли мають незадіяні порти. Характеристики мережі:  $D = 2 \cdot (\sqrt{N} - 1)$ ,  $Ed = 2 \cdot (N - \sqrt{N})$ , а  $St = 2 \div 4$  [1, 2]. Головним недоліком mesh топології є занадто великий діаметр – так для мережі із  $3 \times 3$  вузлів, відстань між роутерами в протилежних кутах складає 4 хопи (переходи). Окрім цього, в таких мережах навантаження на роутери розподілене нерівномірно. Спробою усунути ці недоліки за рахунок великих ресурсних витрат є топологія torus, отримана шляхом з'єднання крайніх вузлів mesh з протилежними (рис. 1б). В цьому випадку  $D = 2 \cdot \lfloor \sqrt{N} / 2 \rfloor$ , але  $Ed = 2 \cdot N$ , а  $St = 4$ . Деякою модифікацією є вкладений torus

(рис. 1в), що має зменшувати довжину з'єднувальних ліній між крайніми вузлами [1, 2].

Ще однією розповсюдженою топологією є butterfly fat tree (BFT), де роутери однакової розмірності ( $k$ ) об'єднані в дерево, а обчислювальні блоки підключені до роутерів нижнього рівня. Для  $N$  обчислювачів необхідно  $L = \log_k N$  рівнів та  $N/2^{i+1}$  роутерів на кожному  $i$ -му рівні. Дана топологія характеризується  $D = 2 \cdot L$ , а

$$Ed = k \cdot \sum_{i=1}^L (N/2^{i+1})$$

BFT є те, що існує тільки один шлях між двома вузлами, а з'єднання мають велику довжину. Крім того, топологія BFT вимагає наявності двох типів роутерів – роутерів нижнього рівня, до яких під'єднані обчислювальні блоки, і проміжних, що не мають свого обчислювального ядра. Реалізацію двох типів роутерів вважають складною задачею, тому часто застосовують деревоподібну топологію, де використовуються класичні wormhole роутери, до кожного із яких під'єднане обчислювальне ядро (рис. 1г) [1, 2].

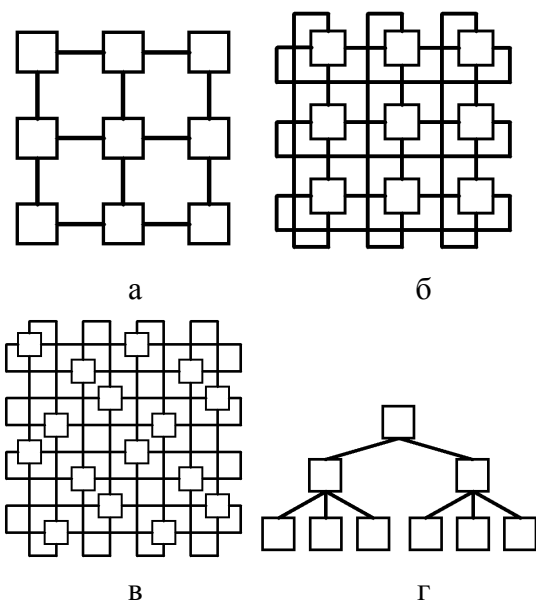


Рис. 1 Класичні регулярні топології МнК  
Всім згаданим топологіям притаманне обмеження в кількості вузлів, до яких вони можуть бути застосовані. Так, наприклад, топології mesh і torus ефективні для мереж квадратної форми з кількістю вузлів, що дорівнюють натуральним

числам у степені 2 (4, 9, 16, 25, ...), а наприклад створити мережу з 11 роутерів взагалі не уявляється можливим. Також регулярні топології мають фіксовану кількість з'єднань, і тому у розробника не має належних інструментів з регулювання ресурсних витрат. Таким чином, існує необхідність в нових, більш гнучких підходах, здатних запропонувати ефективні топології для мереж із довільною кількістю вузлів і конфігурованою кількістю з'єднувальних ліній.

### Псевдооптимальні топології МнК

В роботі [9] запропоновано новий підхід, заснований на використанні, при побудові МнК, нерегулярних топологій, оптимізованих за критерієм мінімізації середньої відстані між роутерами і кількості з'єднань при заданих діаметрі і максимальному числі портів роутерів. Запропоноване рішення дає змогу синтезувати низку псевдооптимальних топологій МнК з заданим числом вузлів і конфігурованою кількістю з'єднувальних ліній. Дані топології належать до нерегулярних мереж. Їх недоліком є відсутність регулярних алгоритмів маршрутизації, що призводить до підвищення ймовірності дедлоків. При цьому маршрутизація реалізується за допомогою таблиць маршрутизації, які потребують додаткових ресурсів пам'яті ( $N$  комірок розміром  $\lfloor \log_2 (St + 1) \rfloor$  для кожного роутера), що є несуттєвими у порівнянні із витратами на буфери віртуальних каналів. Крім того, спрощуються апаратні затрати на реалізацію блоку маршрутизації (процедура маршрутизації зводиться до простої вибірки відповідного номеру наступного порту маршрутизатора в залежності від вузла призначення). Підвищення ймовірності дедлоків частково компенсується використанням wormhole роутерів з віртуальними каналами і адаптивними методами формування таблиць маршрутизації. Авторами застосовується алгоритм пошуку найкоротшого шляху із урахуванням завантаження проміжних роутерів [10].

## Комп'ютерне моделювання

Для оцінки ефективності запропонованих псевдооптимальних топологій і порівняння їх із типовими регулярними топологіями використано Verilog бібліотеку з відкритим вихідним кодом Netmaker (Р. Муллінз) [6, 11]. З цією метою згенеровано мережу з топологією mesh розміру 3x3 ( $D=4, Ed=12$ ) (рис. 1а), а також шляхом модифікації модуля побудови зв'язків між вузлами і модуля маршрутизації Netmaker синтезовано мережі з топологією torus 3x3 ( $D=2, Ed=18$ ) (рис. 1б), деревоподібною топологією із 9 вузлами ( $D=4, Ed=8$ ) (рис. 1г), а також мережі з псевдооптимальними топологіями з наступними характеристиками:  $D=4, Ed=8$  (рис. 2а);  $D=3, Ed=9$  (рис. 2б);  $D=3, Ed=11$  (рис. 2в);  $D=3, Ed=12$  (рис. 2г);  $D=2, Ed=14$  (рис. 2д);  $D=2, Ed=16$  (рис. 2е);  $D=2, Ed=18$  (ідентична torus) (рис. 1б).

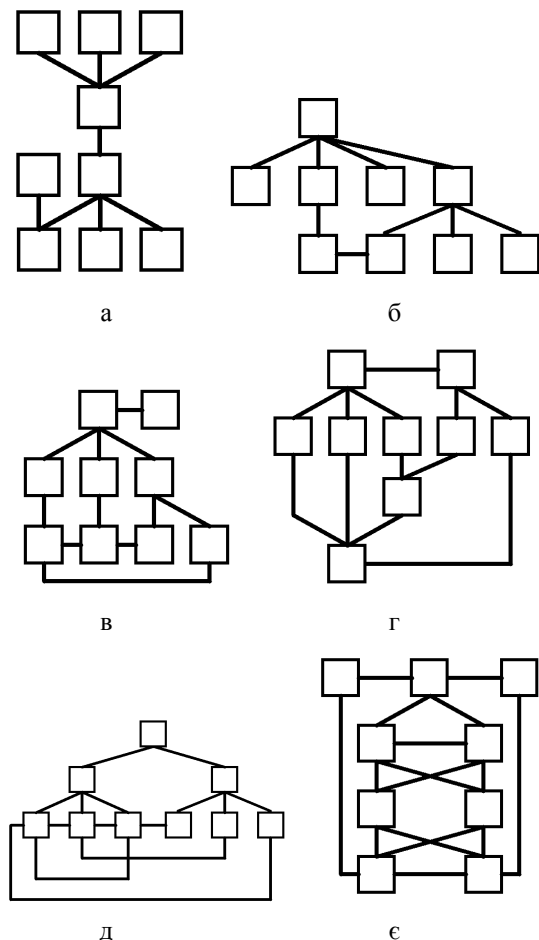


Рис. 2. Псевдооптимальні топології МнК із 9-ма вершинами

В Netmaker використовуються класичні wormhole роутери з чотирма зовнішніми і одним локальним портами [6, 11]. При цьому кожен зовнішній порт містить чотири віртуальні канали, а локальний порт пов'язаний з генератором / споживачем трафіку, що імітує роботу обчислювального IP-ядра. Пакети розміром у 10 фліт інjektуються в мережу генераторами трафіку із заданою інтенсивністю, вибір вузла призначення виконується випадковим чином. З початку моделювання кожне джерело трафіку генерує по 1100 пакетів, перші 100 з яких використовуються для досягнення сталого режиму. Розмір буферів віртуальних каналів складає 4 фліти. Закінченням моделювання вважається прийом усіх відправлених пакетів у пунктах призначення. Моделювання проводилось за різною інтенсивністю введення флітів у мережу ( $I_f = N_f / N_c / N$ , де  $N_f$  – кількість флітів, введених за час моделювання;  $N_c$  – число циклів моделювання,  $N$  – кількість вузлів в мережі) у середовищі ModelSim 6.5 на персональному комп'ютері Asus K40AB. Для багаторазового прогону моделі при різних значеннях навантаження на мережу створено спеціальні bash-скрипти, які запускаються із середовища Cygwin, що емулює роботу Unix системи під управлінням Windows XP. Побудова графіків та обробка результатів моделювання виконувалась в математичному пакеті MathCad 12.

На рис. 3 наведено отримані залежності між транспортною затримкою і прикладним навантаженням для згаданих мереж із 9 вузлів (для полегшення сприйняття вертикальна вісь є логарифмічною, графіки йдуть послідовно зліва направо із збільшенням  $Ed$ ).

Мінімальна транспортна затримка для модельованих мереж не перевищує 20-ти циклів. Порогове значення транспортної затримки, що вважається моментом насичення мережі, вибрано у 10 разів більшим від мінімальної і становить 200 циклів. Шляхом сплайн-інтерполяції графіків функцій отримано порогові значення прикладеного навантаження.

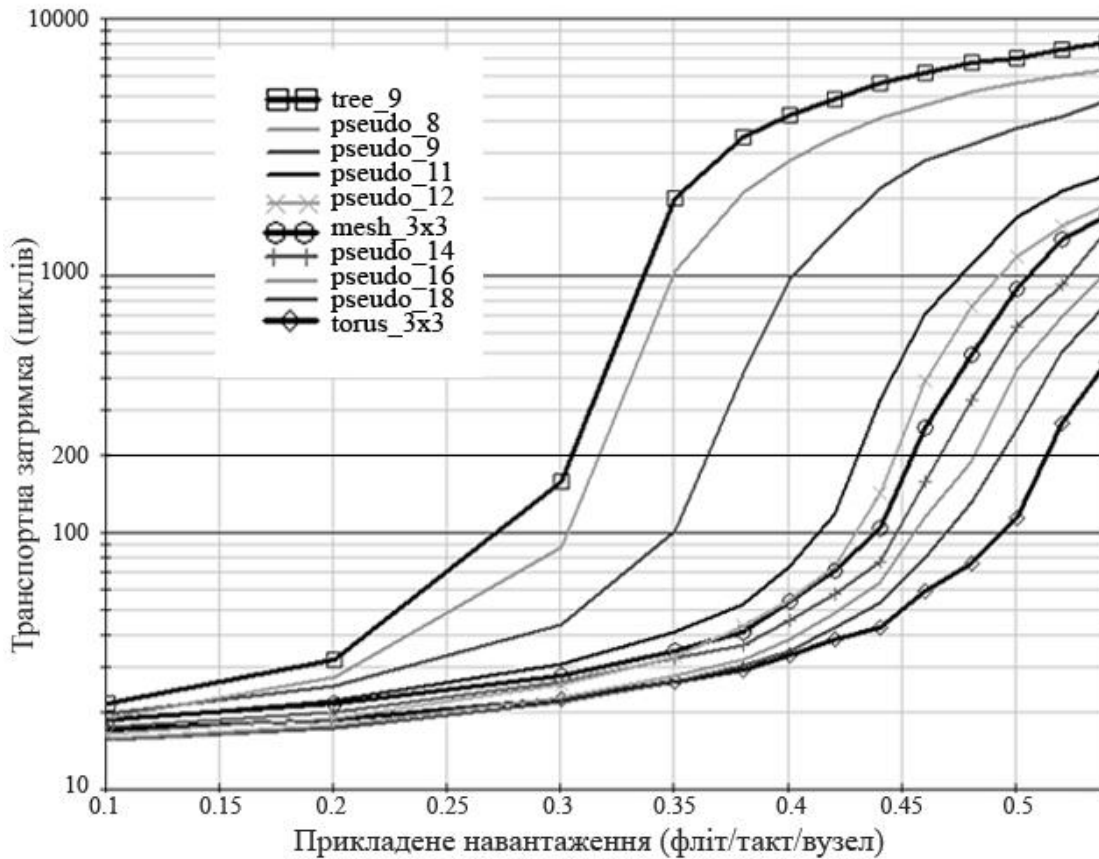


Рис. 3. Залежність транспортної затримки від прикладеного навантаження

Результати моделювання показали наступне:

1) Для регулярних топологій найбільшу пропускну здатність має топологія torus (0.512), потім – mesh (0.453) і найменшу – деревоподібна топологія (0.301). Це пояснюється тим, що пропускну здатність безпосередньо залежить від кількості використаних ліній зв'язку і середньої відстані між вузлами. Так, torus має максимально можливу кількість зв'язків для мережі із 9 вузлами при використанні класичних wormhole роутерів із 4 зовнішніми входами – 18 і  $L_{av} = 1,5$ . Mesh має 12 зв'язків і  $L_{av} = 2$ , а деревоподібна топологія – 8, і  $L_{av} = 2.44$ . Отримані дані узгоджуються із результатами інших авторів [3].

2) Отримано пропускну здатність 0.306 для псевдооптимальних топологій з кількістю з'єднань  $Ed=8$ , що на 1.6% більше за деревоподібну топологію з аналогічною кількістю з'єднань; 0.360 для  $Ed=9$ ; 0.439 для  $Ed=11$ ; 0.445 для  $Ed=12$ , що на 1.8% менше за топологію mesh; 0.465 для

$Ed=14$ ; 0.485 для  $Ed=16$ ; і 0.491 для  $Ed=18$ , що на 4.2% менше за torus.

3) Процес низькорівневого моделювання в середовищі ModelSim є витратним за часом (лише один прогін моделі при різних значеннях навантаження на мережу потребує близько 2-х годин).

При використанні регулярних топологій розробники обмежені невеликою кількістю альтернатив можливих рішень. Тому при заданій пропускій здатності в більшості випадків обирається топологія, що є надлишковою (так, в мережі з 9 вузлів задача досягнення пропускої здатності 0.475 фліт/такт/вузлів вирішується застосуванням лише топології torus). Альтернативним рішенням є застосування псевдооптимальних топологій, які забезпечують задану пропускну здатність при менших апаратних витратах на реалізацію. Зокрема, для наведеної вище задачі забезпечення необхідної пропускої здатності досягається псевдооптимальною топологією із 16 з'єднаннями, що на 2 менше ніж у torus (на 11%).

При створенні МнК із кількістю вузлів, що не забезпечується регулярною топологією (наприклад, 11), зазвичай застосовують топологію з більшою кількістю роутерів, частина з яких залишається не під'єднаною до обчислювального вузла. Це також призводить до надлишкових витрат ресурсів і зменшення швидкості передачі пакетів за рахунок збільшення відстані між вузлами. Використання псевдооптимальних топологій дає можливість будувати МнК із заданою кількістю вузлів і заданим числом з'єднувальних ліній, що дає змогу гнучко регулювати витрати ресурсів відносно необхідної пропускної спроможності.

### **Висновки**

Регулярні топології для побудови МнК не завжди є оптимальними з точки зору вимог до пропускної здатності і витрат ресурсів за рахунок дискретності кількості вузлів і значного інтервалу в пропускній спроможності. Запропоновані псевдооптимальні топології дозволяють заповнити вищевказані інтервали, забезпечуючи економію ресурсів і зберігаючи необхідну пропускну здатність і задану кількість вузлів.

Подальший напрямок досліджень полягає у синтезі адаптивних алгоритмів маршрутизації з метою зменшення впливу дедлоків на пропускну спроможність псевдооптимальних топологій, а також у застосуванні менш витратних за часом інструментів моделювання МнК (наприклад SystemC, Java).

### **Список літератури:**

1. *Axel J.* Networks on Chip / *J. Axel, T. Hannu* // Kluwer Academic Publishers. – Dordrecht, 2003. – 303 p.
2. *Dally W. J.* Principles and practices of interconnection networks / *W. J. Dally, B. Towles*. – Elsevier, 2004. – 550 p.
3. *Mello A.* Virtual channels in networks on chip: implementation and evaluation on Hermes NoC / *A. Mello, L. Tedesco, N. Calazans, F. Moraes* // Proc. 18th SICSD. – NY, USA, 2005. – pp. 178-183.
4. *Moraes F.* HERMES: an Infrastructure for Low Area Overhead Packet-switching Networks on Chip / *F. Moraes, N. Calazans, A. Mello* // Integration, the VLSI Journal. – 2004. – Vol. 38. – No. 1. – pp. 69–93.
5. *Dally W.* Deadlock-free adaptive routing in Multicomputer Networks using virtual channels / *W. Dally, H. Aoki* // IEEE Trans. on Parallel Distrib. Syst. – 1993. – Vol. 4. – No. 4. – pp. 466-475.
6. *Mullins R.* The design and implementation of low-latency on-chip network / *R. Mullins, A. West, S. Moore* // Proc. of 11 ASPDAC. – Japan, 2006. – pp. 164-169.
7. *Korotkiy E.V.* Link aggregation in networks on chip / *E.V. Korotkiy, O.M. Lysenko, M.O. Tereshin* // Прикладная радиоэлектроника. – 2011. – №3(10). – С. 330-336.
8. *Ogg S.* Serialized Asynchronous Links for NoC / *S. Ogg, E. Valli, B. Al-Hashimi, L. Benini*. – DATE. – Southampton, 2008. – pp. 1003-1008.
9. *Романов А.Ю.* Оптимизация топологий сетей на кристалле / *А.Ю. Романов* // Вісник НТУ "ХПІ". Збірник наукових праць. Тематичний випуск: Інформатика і моделювання. – Харків: НТУ "ХПІ", 2011. – № 36. – С. 149-155.
10. *Романов А.Ю.* Адаптивный алгоритм маршрутизации в псевдооптимальных сетях на кристалле / *А.Ю. Романов* // ІМА 2012: Інформатика, Математика, Автоматика. Матеріали науково-технічної конференції. – Суми: СумДУ, 2012. – С. 214.
11. Fully-synthesizable parameterized NoC implementations library: Netmaker, <http://www-dyn.cl.cam.ac.uk/~rdm34/wiki>.