

Вишнівський В. В., Гринкевич Г.О., Жебка В.В., Василенко В.В., Домрачева К.О.

Державний університет телекомунікацій

## ІНФОРМАЦІЙНА ТОПОЛОГІЯ ПРОТОКОЛУ ЗВ'ЯЗКУ ДЛЯ ВИСОКОПРОДУКТИВНИХ СИСТЕМ ПРОМИСЛОВОЇ АВТОМАТИЗАЦІЇ І ДОДАТКІВ ІОТ

**Анотація:** В статті представлено структуру протоколу зв'язку для промислового управління і додатків IoT, розроблену для задоволення вимог до якості обслуговування (QoS), що полягають в низькій затримці і високій надійності. Протокол забезпечує досягнення надійності, не покладаючись на часове або частотне рознесення, створюване природним рухом, багатопроменевим поширенням або частотною вибірковістю. В роботі розглянуто мінімальне SNR, необхідне для досягнення ймовірності відмови циклу  $10^{-9}$ , що використовується для порівняння різних протоколів по мірі зростання розміру мережі. Показано, що схема з одним переходом, що не використовує сумісний зв'язок, вимагає високого номінального відношення сигнал/шум. Навіть ідеалізований гібридний автоматичний запит на повторення (HARQ) не може усунути необхідність використання високої потужності для подолання одного з мільярда випадків завмирання. Також в статті відображено, чого може досягти ідеалізована стрибкоподібна перебудова частоти, якщо припустити, що натуральне частотне рознесення. Для досить великих мереж продемонстровано, що при використанні спільного зв'язку можна отримати не набагато гіршу продуктивність, коли підмножина вузлів по черзі ретранслює повідомлення, які є. Додаткове посилення на 20 дБ можливо при переході до протоколу Осциру CoW, описаного в статті, який поєднує в собі ретрансляцію з одночасною передачею повідомлень за допомогою реле.

Протокол можна оптимізувати для двонаправленого відстеження, використовуючи той факт, що шлях досягнення однаковий в обох напрямках. Послідовно, операцію XOR для двох пакетів можна використовувати або для економії часу, або для зменшення мінімального відношення сигналу/шум, необхідного для задоволення вимог до продуктивності протоколу.

Наведено опис налаштування мережі, яка розглядається в цій статті. Розглядається структура протоколу, що ґрунтується на багатокористувацькому різномаятті. Описується Осциру CoW. Проводиться порівняння виробництва запропонованого протоколу з гіпотетичними схемами на основі частотного розведення.

Запропонований протокол у першу чергу планується використовувати у випадку просторового розподілу та не включає жодних повторень за часом або частотою.

**Ключові слова:** інформаційна технологія, IoT, протокол зв'язку, мережа, інформаційна топологія.

Vyshnivskiy V., Grynkevych G., Zhebka V., Vasylenko V., Domracheva K.

State University of Telecommunications, Kyiv

## INFORMATION TOPOLOGY OF COMMUNICATION PROTOCOL FOR HIGH-PERFORMANCE INDUSTRIAL AUTOMATION SYSTEMS AND IoT APPLICATIONS

**Abstract:** The article presents the structure of the communication protocol for industrial management and IoT applications, designed to meet the requirements for quality of service (QoS), which consisting of low latency and high reliability. The protocol ensures reliability without relying on time or frequency diversity created by natural motion, multipath spreading or frequency selectivity. In this article considers the minimum SNR required to achieve the probability of failure of the cycle  $10^{-9}$ , which is used to compare different protocols as the network size increases. It is shown that a single-pass circuit that does not use a compatible connection requires a high nominal signal-to-noise ratio. Even an idealised hybrid automatic repeat request (HARQ) cannot eliminate the need to use high power to overcome one in a billion cases of fading. The article also shows what an idealised abrupt frequency adjustment can achieve, assuming that the natural frequency diversity. For fairly large networks, it has been demonstrated that when using

*shared communication, you can get not much worse performance when a subset of nodes in turn retransmits existing messages. An additional strengthening of 20 dB is possible by switching to the Occupy CoW protocol described in the article, which combines retransmission with simultaneous transmission of messages via relays.*

*The protocol can be optimised for bidirectional tracking, using the fact that the path of achievement is the same in both directions. Consequently, the XOR operation for two-packet can be used either to save time or to reduce the minimum signal-to-noise ratio required to meet protocol performance requirements.*

*The description of network settings is given, which considered in this article. The structure of the protocol based on multi-user diversity is considered. Describes Occupy CoW. A comparison of the production of the proposed protocol with hypothetical schemes based on frequency dilution, as well as with schemes that do not use modern transmissions.*

*The proposed protocol is primarily intended to be used in the case of spatial distribution and does not include any repetitions in time or frequency.*

**Keywords:** *information technology, IoT, communication protocol, network, information topology.*

**Вишне夫斯基 В.В., Гринкевич А.А., Жебка В.В., Василенко В.В., Домрачева К.А.**

*Государственный университет телекоммуникаций, Киев*

## **ИНФОРМАЦИОННАЯ ТОПОЛОГИЯ ПРОТОКОЛА СВЯЗИ ДЛЯ ВЫСОКОПРОИЗВОДИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ ПРОМЫШЛЕННОЙ АВТОМАТИЗАЦИИ И ПРИЛОЖЕНИЙ ИОТ**

**Аннотация:** *В статье представлена структура протокола связи для промышленного управления и приложений IoT, разработанная для удовлетворения требований к качеству обслуживания (QoS), которое заключается в низкой задержке и высокой надежности. Протокол обеспечивает достижение надежности, не полагаясь на временное или частотное разнесение, создаваемое естественным движением, многолучевое распространения или частотной избирательностью. В работе рассмотрены минимальное SNR, необходимое для достижения вероятности отказа цикла  $10^{-9}$ , используемое для сравнения различных протоколов по мере роста размера сети. Показано, что схема с одним переходом, не использует совместную связь, требует высокого номинального отношение сигнал/шум. Даже идеализированный гибридный автоматический запрос на повторение (HARQ) не может устранить необходимость использования высокой мощности для преодоления одного из миллиарда случаев замирания. Также в статье отражено, чего может достичь идеализированная скачкообразное перестройка частоты, если предположить, что это натуральное частотное разнесение. Для достаточно больших сетей продемонстрировано, что при использовании общей связи можно получить не намного хуже производительность, когда подмножество узлов поочередно ретранслирует сообщения. Дополнительное усиление на 20 дБ возможно при переходе в протокол Оссиру CoW, который описано в статье, который сочетает в себе ретрансляцию с одновременной передачей сообщений с помощью реле.*

*Протокол можно оптимизировать для двунаправленного отслеживания, используя тот факт, что путь достижения одинаковый в обоих направлениях. Последовательно, операцию XOR для двух пакетов можно использовать либо для экономии времени, или для уменьшения минимального отношение сигнал/шум, необходимого для удовлетворения требований к производительности протокола.*

*Приведено описание настройки сети, что рассматривается в этой статье. Рассматривается структура протокола, основанного на многопользовательском разнообразии. Описывается Оссиру CoW. Проводится сравнение производства предложенного протокола с гипотетическими схемами на основе частотного разведения.*

*Предложенный протокол в первую очередь планируется использовать в случае пространственного распределения и не включает никаких повторений по времени или частотой.*

**Ключевые слова:** *информационная технология, IoT, протокол связи, сеть, информационная топология.*

## 1. Вступ

Інтернет речей передбачає не тільки виявлення, а й приведення в дію безлічі пристроїв, підключених по безпроводовій мережі. Бездоганий контроль за участю людей у процесі вимагає затримок порядку мілісекунди з дуже високою надійністю, що відповідає вимогам до високопродуктивного промислового контролю [1,2]. Сьогоднішні безпроводові системи не можуть задовольнити цим вимогам надійності і затримки, що змушує використовувати проводові системи. У цій статті представлений протокол бездротового зв'язку, який отримав назву «Оскуру СоW» [3], що ґрунтується на спільному зв'язку між вузлами в мережі для урізноманітнення, необхідного для досягнення цільової надійності. Одночасна повторна передача через безліч ретрансляторів дозволяє досягти цього без значного зниження пропускну здатності або збільшення затримки.

Аналіз націлено на локальний безпроводовий домен, де номінально всі вузли знаходяться в межах досяжності, але заміна може бути внесена, якщо пара вузлів не зможе відтворити другу. Інформаційні топології, що представляють інтерес, складаються з постійних потоків повідомлень, кожне з яких надходить, можливо, різними вузлами в мережі, і кожен потік, підписаний деяким (можливо, іншим) підіменем в мережі. За короткий період часу, який вважається часом циклу, «кожен потік повинен сподіватися надати один пакет своїм підписчикам». Інформаційна топологія може бути виробничою (що естетично централізовано, наприклад, зоряна топологія, як показано на рис. 1а (наприклад, з центральним контролером, який об'являється багатьма датчиками/виконавчими механізмами, що збирають потоки змін та відправляють потоки команд) або до більшого рівня, як на рис. 1б.

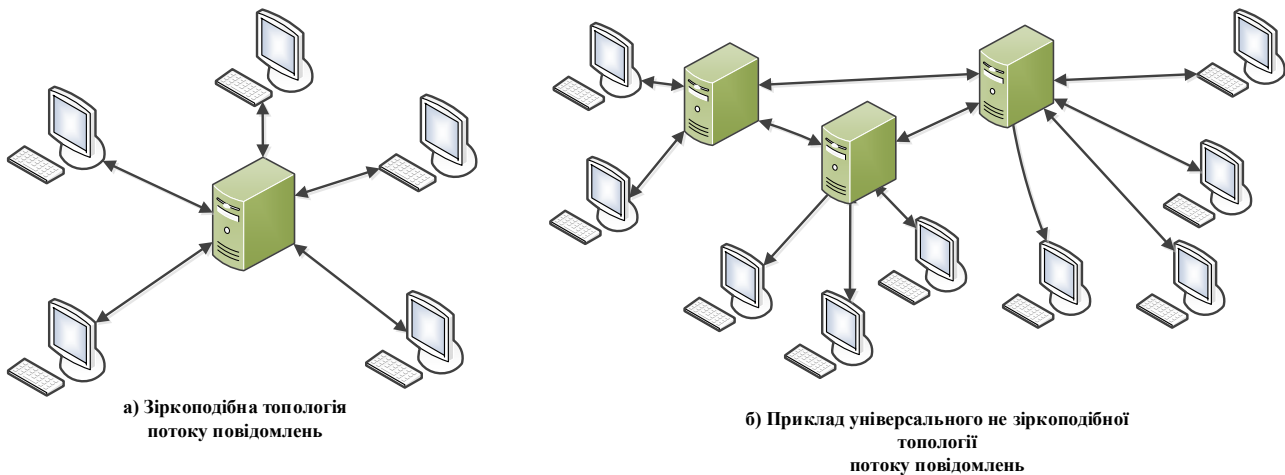


Рис 1. Інформаційна топологія

Можливість масштабного вимірювання – ось що порушує просту стратегію надання пропозицій кожному потоку повідомлень свого власного часового інтервалу. Наприклад, на рис. 1а, якщо лінія зв'язку від «С» до «S3» буде сильно затримана, станеться збій. Треба боротися з цим, використовуючи спільну комунікацію, якщо який-небудь з інших вузлів може відтворити С, він може ретранслювати відповідні потоки повідомлень. У цій статті спеціально показана адаптація його до наднадійного режиму з малою затримкою.

## 2. Аналіз останніх досліджень і публікацій.

Проведено дослідження протоколу Оскуру СоW з параметрами, близькими до практичного застосування, наприклад, до випадку промислового принтера, описаного в Weiner et al. [4]. У цьому конкретному сценарії протокол SERCOS III [5] підтримує необхідний час циклу принтера 2 мс з надійністю  $10^{-8}$ . Отже, метою є ймовірність відмови  $10^{-9}$  для Оскуру СоW. Принтер має 30 рухомих друкуючих голівок, які переміщуються зі швидкістю до 3 м/с на відстань до 10 м. Кожні 2 мсек виконавчий елемент кожної голівки

отримує 20 байтів від контролера, а датчик кожної голівки передає 20 байтів контролера. Обсяг інформації, що передається контролером за один цикл, складає  $20 \cdot 30 = 600$  байт. Загальний обсяг сенсорної інформації, що передається голівками контролера за один цикл, також становить  $20 \cdot 30 = 600$  байт. Отже, всього 1200 байтів або 9600 біт інформації

надсилається протягом 2 мс, що відповідає бажаній корисній продуктивності  $\frac{9600}{2 \cdot 10^{-2}}$  біт /

сек. Якщо припустити доступ до одному виділеному бездротовому каналу 20 МГц, то загальна чиста спектральна ефективність буде становити  $\frac{4,8 \cdot 10^6}{20 \cdot 10^6} = 0,24$  біт / с / Гц.

Розглянемо наступні поведінкові припущення:

1. Припускається фіксоване номінальне SNR і незалежні релеєвського завмирання на кожному каналі. Припускається, що кожен вузол має повне знання CSI локального приймача про «хороших» каналах для себе, тобто тих мережевих каналах, по яких можуть бути декодовані повідомлення. Ніяких глобальних знань CSI не передбачається. Відкладається питання про накладні витрати, пов'язане з отриманням цих місцевих знань, до майбутніх робіт.

2. Припускається, що канал з одним краном (продуктивність покращилася б, якщо б було більше відгалужень) різноманітності. Оскільки час циклу настільки короткий, коефіцієнти каналів не змінюються за цикл, і тому використовується структура з обмеженням по затримці [6,7].

3. Лінія зі складним завмиранням  $k$  і шириною смуги  $U$  вважається хорошою (без помилок або стирань), якщо швидкість передачі  $V$  менше або дорівнює пропускній здатності лінії  $S = U \log(1 + |k|^2 \text{SNR})$ . Отже, ймовірність відмови каналу визначається як

$$p = P(V > S) = 1 - e^{-\frac{2^{V/U} - 1}{\text{SNR}}} \quad (1)$$

З наведеного вище рівняння ми бачимо, що якщо  $V$  зменшується, то ймовірність того, що ємність  $S$  менше, ніж  $V$ , також зменшується (ємність  $S$  не змінилася, змінилася тільки  $V$ ). Іншими словами, канал, який не може підтримувати задану швидкість, може підтримувати більш низьку швидкість.

Також припускається взаємність каналів {якщо канал має перехід  $k$  між вузлом А і В, то це також  $k$  від В до А.

Якщо є  $n$  одночасних передач, то кожний приймаючий вузол використовує ідеальне рознесення відправників  $n$ . З метою аналізу це розглядається як  $n$  незалежних спроб передачі повідомлення, яке завершується помилкою тільки в разі невдачі всіх спроб.

Тут не розглядається будь-який реальний вплив реалізації на декодування, щоб абстрагуватися від деяких нюансів. Це частково обумовлено Янгом і ін. [8], де показано, що дисперсія каналу дорівнює нулю для каналів з квазістатичним завмиранням. На самому базовому рівні можна думати про код з точки зору його пропускної здатності при бажаній надійності. Якщо код відстає від ємності на 3 дБ, то можна додати 3 дБ до всіх вимог до потужності, розрахованим з урахуванням нескінченної довжини блоку, і протокол повинен працювати. Однак ефекти більш тонкі. Для нескінченних довжин блоків коди або працюють, або не працюють в залежності від швидкості і пропускної здатності каналу. У разі кінцевої довжини блок продуктивності погіршується більш плавно. Навіть канал, який не може забезпечити остаточну цільову надійність для розглянутого коду виправлення помилок, все одно може бути достатнім, щоб дозволити вузлу декодувати і стати потенційним ретранслятором. Більше потенційних реле означає, що можна легше розраховувати на отримання більш високої потужності приймача в фазі ретрансляції (таким чином, підвищуючи надійність в фазі ретрансляції). Цей компроміс створює «частковий кредит», який дозволяє працювати краще, ніж можна було б припустити за допомогою

консервативного аналізу Шеннона, заснованого на потужності плюс прогалини. Пов'язане припущення полягає в тому, що ніякі помилки передачі або декодування не виявляються [9], пошкоджений пакет може бути ідентифікований (скажімо, з використанням 40-бітного хеша), а потім повністю відкинутий.

У статті виводиться ймовірність відмови для схеми спадного каналу з двома переходами, об'єднана межа ймовірності відмови для загальної інформаційної топології, аналогічна межа ймовірності відмови для ретрансляції з неодноразовими передачами і ймовірність відмови при кодуванні повторення зі стрибкоподібною перебудовою частоти. Ці рівняння використовуються для виведення подальших результатів.

**3. Постановка завдання.** Проаналізувати ключові інгредієнти необхідні для розробки системи зв'язку, що відповідає вимогам надійності і малої затримки. Встановити, які є можливості для оптимізації і що вони можуть надати.

#### 4.1. Дизайн Осциру CoW

Протокол Осциру CoW використовує багатокористувачке розповсюдження за допомогою використання сучасної ретрансляції (що використовує орієнтовано-розподілені просторово-часові коди (DSTC)) для забезпечення розширених зв'язків з малою затримкою між набором вузлів (скажемо,  $n$  з них) у межах циклу, де тривалість позначено  $T$ . Можна припустити, що всі вузли знаходяться в межах досяжності один від одного і дають задане номінальне відношення сигнал/шум. Однак, подія глибокого замирання може призвести до збою передачі. В принципі, можна було б почекати, коли стан каналу покращиться. Однак із-за того, що час когерентності більший, ніж час циклу, канали змінюються недостатньо швидко. Тому потрібно знайти для надійної (тобто з низькою ймовірністю відмови) доставки пакетів декількох шляхів до місця призначення.

Протокол орієнтований на потік інформації, а не на використання інформації. Існує інформаційна топологія, яка відома кожному заздалегідь. Кожний пакет отримує розроблені часові інтервали для передачі, а також для ретрансляційних повторних передавачів.

*Фіксований графік:* після визначення первинного розкладу (або порядку) пакетів усі пакети передаються один раз. Потім в тому ж порядку всі вузли, що мають відповідний пакет, одночасно повторно передають його. Це версія протоколу з двомісними переходами. Для трьох переходів усіх вузлів, які тепер мають відповідний пакет, одразу повторно передають його знову. Кількість стрибків обмежена до трьох. Це пов'язано з тим, що в локальних мережах, де номінально вузли знаходяться в межах досяжності і, відповідно, передбачається з'єднання одного з іншим, спостерігається незначне підвищення продуктивності (наприклад, зменшення SNR) від переходу до більшої кількості переходів. Однак, коли мережі фундаментально широкі (деяким потокам потрібно менше 2 переходів для досягнення своїх пунктів призначення на номінальних умовах каналу), тоді потребується перехід до більш високого рівня переходів.

Неефективність фіксованого розкладу в тім, що він видає слоти для повторної передачі пакетів, які вже були успішними. Це заставляє всі інтервали повторної передачі бути коротшими, чим вони могли б бути. Щоб уникнути цього, видається хорошою ідеєю адаптувати графічний графік повторної передачі, щоб зосередитись лише на повідомленнях, які необхідні для повторного перегляду. Однак для цього всі потенційні ретранслятори повинні узгодити, які повідомлення необхідно повторно передавати.

Це вимагає надійного розповсюдження інформації про планування через мережі, а також підтвердження (acknowledgments - АСК) від усіх мережевих вузлів вимагає повторної передачі пакетів даних.

*Адаптивний графік:* після визначення початкового розписування (або порядку) повідомляється про всі повідомлення, передані один раз. Завдяки всім умовам, очевидно, вони розсилаються своїми власними пакетами АСК, у яких вони визначають почуті повідомлення. Ці пакети АСК ретранслюються за допомогою схем фіксованого розкладу,

описаних вище, так що інформація АСК про всі вузли поширюється серед усіх, що їх мають. Як тільки всі АСК відомі, розклад повторної передачі даних перерахується, щоб включити лише те повідомлення, які ще не досягли всіх своїх підписників та кожного пакету даних, у свою чергу, ретранслюється одночасно вузлами, які його мають. Швидкості передачі даних для повторних передач адаптуються таким чином, щоб використовувати час повного циклу.

Сам протокол не залежить від топології інформації, але примірники зіркоподібної топології будуть використовуватися для об'яв про фіксовані графіки.

**Припущення щодо ресурсів**

Робиться декілька припущень щодо обладнання та середовища, щоб співпрацювати з концептуальною структурою протоколу.

Усі вузли мають універсальну схему адреси та порядок. Кожен вузол знає початковий порядок передачі повідомлень, тому не виникає плутанини в тому, що передається далі. До кожного пакета повідомлень також додається підтримка адреси. Це гарантує, що всі вузли, які потенційно можуть передати повідомлення, знають пункт призначення.

Усі вузли напівдуплексні, але можуть миттєво переключатися з режиму передачі в режим прийому.

Час на кожному з вузлів ідеально синхронізований як за часом, так і за частотою. Це може бути досягнуто завдяки адаптації методики з [10]. Таким чином, можна запланувати часові інтервали для певних пакетів і, можливо, одночасно передавати, якщо це необхідно.

• Протокол використовує часову/частотну синхронізацію для одночасної повторної передачі повідомлень декількома реле. Якщо припустити, що якщо  $k$  реле одночасно (з свідомо введеним джиттером або будь-яким іншим (with consciously introduced jitter or some other - DSTC)) передають, то всі приймачі можуть отримувати рознесення сигналів  $k$  без необхідності заздалегідь знати, хто ретранслює або скільки одночасних передач вони приймають.

• Вузли здатні декодувати передачі з змінною швидкістю (тільки для адаптивних графіків) [11].

**4.2. Приклад фіксованого графіку**

Для простоти слід зосередитись на простій топології інформації про зірок, показаної на рис. 1а. Центральний контролер (C), який повинен передавати  $m$  різних бітів (повідомлення низхідної лінії зв'язку) кожному з чотирьох вузлів. Кожен з вузлів (S1-S4) повинен передати контролеру  $m$  різних бітів (повідомлення висхідної лінії зв'язку). Визначається відмова циклу як подія, коли хоча б один вузол не може отримати своє повідомлення низхідній лінії зв'язку, контролер не може отримати повідомлення висхідної лінії зв'язку від будь-якого з вузлів або обох. Хоча немає якісних або кількісних відмінностей між пакетами низхідної і висхідної лінії зв'язку.

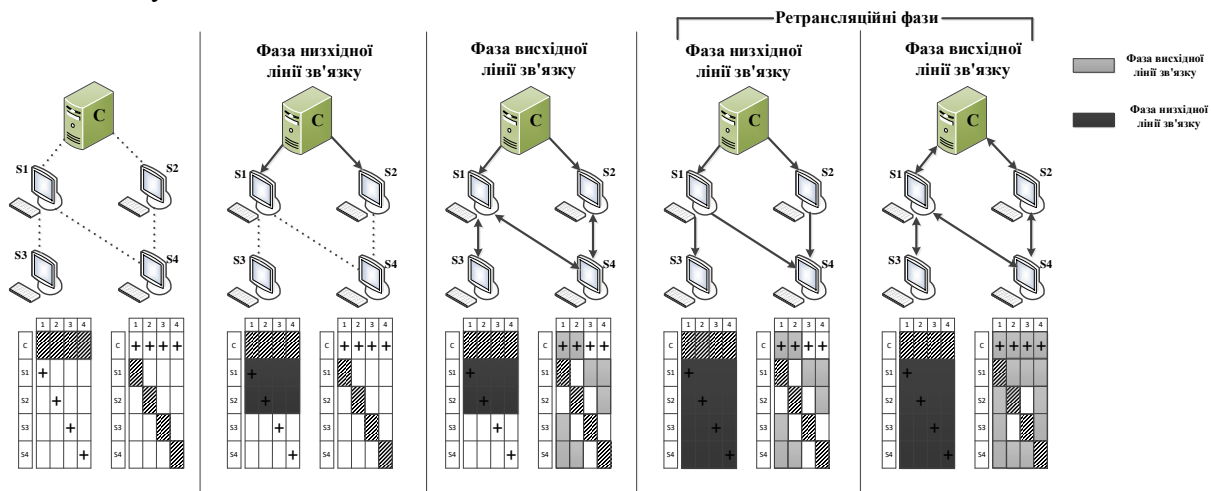


Рис.2. Осциро CoW з фіксованим розкладом з двома переходами в мережі

Далі розглядається версія Осциру CoW з фіксованим розкладом з двома переходами в цій мережі, використовуючи рис. 2. Стовець (1) на рисунку складається з двох компонентів на верхньому рисунку показані доступні канали зв'язку, зображені пунктирними лініями (інші затінені), а на нижньому – дві таблиці для інформації про низхідний і висхідний канали зв'язку кожного вузла. Таблиця зліва – це стан інформації спадного каналу для кожного вузла (включаючи контролер), а таблиця справа – це стан інформації висхідного каналу. Осередки з смугами вказують на джерела повідомлень, а осередки із зірочкою вказують на місця призначення повідомлень. Наприклад, оскільки S1 зацікавлений в повідомленні 1 низхідній лінії зв'язку від контролера, відповідний блок в таблиці низхідній лінії зв'язку позначається зірочкою, і аналогічно для S2-S4. У висхідному каналі контролер цікавиться пакетами висхідного каналу від вузлів S1 до S4, але ці вузли не піклуються про пакети один одного, що призводить до зірки тільки в верхньому ряду.

Стовпці (2) - (4) вказують фази протоколу. На графіку показані спрямовані посилання, за якими активно передається інформація під час фази. Коли вузли успішно чують різні пакети, осередки в таблиці фарбуються. Спочатку заповнюються комірки, що відповідають стану спадного каналу контролера і власним станам висхідного каналу від S1 до S4.

Фаза I. На етапі I кожен вузол передає свої повідомлення в заздалегідь визначеному порядку. У показаному тут розкладі контролер спочатку передає пакети низхідній лінії зв'язку для S1 - S4 в цьому порядку, а потім S1 - S4 по черзі передає свої пакети висхідній лінії зв'язку. Для ілюстрації розділяється цей етап I на дві частини: етап I спадного каналу (стовпець (2)) і етап I висхідного каналу (стовпець (3)). Оскільки контролер може досягти тільки S1 і S2, посилання від C! S1 і C! S2 активні (жирні лінії), а інші залишаються неактивними. Ці два вузла чують повідомлення спадного каналу для всіх чотирьох вузлів, як показано в таблиці спадного каналу. Таким чином, S1 і S2 є можливими ретрансляторами для повідомлень низхідній лінії зв'язку S3 і S4. Потім, в фазі I висхідній лінії зв'язку, S1 передає своє повідомлення, а C, S3 і S4 чують це повідомлення. Коли S2 передає повідомлення, C і S4 можуть чути повідомлення. Коли S3 передає, тільки S1 може почути повідомлення. Коли S4 передає повідомлення, S1 і S2 можуть чути повідомлення. Графік показує ці посилання, і осередки, відповідні цим отриманим повідомлень, заповнюються.

Фаза II. На цій фазі (також розділеної на спадну і висхідну) вузли одночасно передають пакети, щоб допомогти іншим вузлам.

У фазі II низхідній лінії зв'язку (стовпець (4)) першим переданим повідомленням є пакет спадного каналу S1. Оскільки у C, S1 і S2 є цей пакет, вони транслюють його за допомогою DSTC. S3 і S4 тепер можуть декодувати пакет спадного каналу S1. Точно так же пакет низхідній лінії зв'язку S2 декодується S3 і S4.

Ключовим моментом тут є те, що пакет спадного каналу S3 повторно передається як C, так і S1 з використанням DSTC. Оскільки у S1 є хороший канал для S3 (і S4), вони обидва можуть його декодувати. Те ж саме відбувається і з пакетом спадного каналу S4. На цьому етапі всі вузли (від S1 до S4) отримали свої пакети низхідній лінії зв'язку. Заключна фаза – фаза II висхідній лінії зв'язку (стовпець (5)). Ця фаза аналогічна фазі II спадного каналу, оскільки вузли, які мають повідомлення, одночасно передають його. Пакет висхідній лінії зв'язку S1 повторно передається C, S1, S3 і S4 одночасно з використанням DSTC, і S2 може його декодувати. Аналогічна процедура відбувається з пакетом висхідній лінії зв'язку S2, і S1 і C можуть його декодувати.

Знову ж, S1 допомагає передавати пакет висхідній лінії зв'язку S3, одночасно передаючи його разом з S3. C і S4 можуть декодувати повідомлення. Аналогічна процедура відбувається з пакетом S4. Після того, як пакет висхідній лінії зв'язку S4 був переданий, раунд завершується. В цьому випадку всі повідомлення досягли своїх передплатників, оскільки всі помічені зірочкою осередки заповнені. Зверніть увагу, однак, що S2 і S3 ніколи не чують повідомлення висхідного каналу один одного.

### 4.3. Приклад адаптивного графіку

Знову слід розглянути зоряну інформаційну топологію для цього прикладу. Є один контролер і 10 вузлів ( $S_0 - S_9$ ). Контролер має  $m$  біт інформації для кожного вузла, а кожен вузол, в свою чергу, має  $m$  біт інформації для контролера. У цьому прикладі розглядається триетапний протокол з адаптивним розкладом. На стороні спадного каналу вузли, які отримали повідомлення від контролера, діють як одночасні ретранслятори, щоб доставляти повідомлення до своїх адресатів в режимі множинних переходів. Аналогічна ідея застосовується для висхідного каналу. Слід звернути увагу, що допомагаючі реле не приходять на допомогу по черзі. Вони передають повідомлення одночасно з використанням розподіленого просторово-часового коду (DSTC), і це є ключовим моментом. Докладніше описаний цей приклад нижче.

Лінійна реалізація мережі представлена на рис. 3. Контролер (C) має прямі зв'язки з вузлами  $S_0 - S_2$  зі швидкістю фази I. Швидкість інших фаз залежить від кількості вузлів, які досягли успіху в фазі I {таким чином, послання, які були поганими при початковій швидкості, можуть бути хорошими при новому тарифі (наприклад, зв'язок між C і  $S_4$ ).

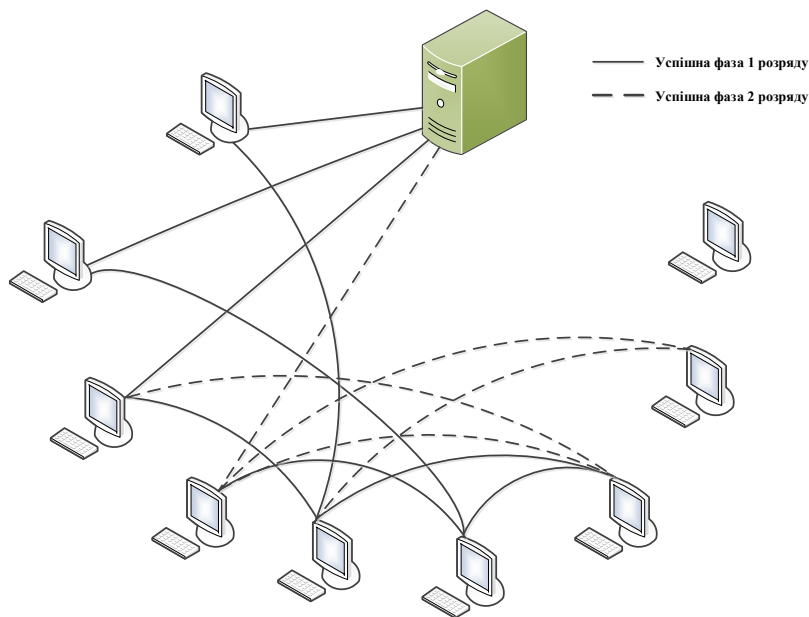


Рис. 3. Мережева реалізація прикладу адаптивного розкладу

**Фаза I.** Ця фаза така ж, як і її аналог в разі фіксованого розкладу: всі повідомлення передаються в перший раз в відведених їм слотах. Фаза I розділена на дві фази (фаза I низхідній лінії зв'язку (довжина  $TD_1$ ) і фаза висхідній лінії зв'язку (довжина  $TU_1$ )). На етапі I низхідній лінії зв'язку контролер передає пакети низхідній лінії зв'язку кожного з вузлів. Це можна розраховувати, об'єднавши кілька пакетів від одного вузла в один більший пакет для практичних цілей

*Планування етапів.*

Фази планування є ключовим компонентом схеми адаптивного планування, оскільки важливо, щоб всі вузли знали про пакети, які вимагають повторної передачі. Це дозволяє їм розраховувати розклад, відповідно до якого реле можуть допомогти при використанні DSTC.

Під час трьох фаз планування (загальна довжина  $D_S$  і кожна підфаза довжиною  $D_S = 3$ ) контролер та інші вузли передають короткі підтвердження з  $2m$  бітів, відповідних  $m$  пакетів по низхідній лінії зв'язку і  $m$  пакетів по висхідній лінії зв'язку. Кожна фаза ділиться порівну

між  $n + 1$  вузлів, в результаті чого їх, швидкість дорівнює  $V_S = \frac{2m(m+1)}{D_S/3} = \frac{6m(m+1)}{D_S}$ . Всі

вузли по черзі передають свої пакети підтвердження (ACK). Наприклад, спочатку може йти контролер, потім  $S_0$ , потім  $S_1$  і так далі. У цьому прикладі ACK-пакет контролера буде



+1111111111110000000 з першими 10, пристосованими по низхідній лінії зв'язку (відомі за припущенням), наступні 3 вказують, що контролер має пакети по висхідній лінії зв'язку  $S_0 - S_2$ , а інші з них дорівнюють нулю щоб вказати, що у контролера немає цих пакетів. Точно так же пакет ACK  $S_0$  – це 1111111111000100000, причому перші 10 пакетів відповідають пакетам спадного каналу (оскільки  $S_0$  декодує всі пакети спадного каналу), наступний – для свого власного пакету висхідного каналу, наступні три нуля для пакетів висхідного каналу  $S_1 - S_3$  слідує на одиницю для пакета висхідного каналу  $S_4$ , а решта – нулі, відповідні пакетам висхідного каналу  $S_5 - S_9$ . Після того, як всі пакети ACK були передані один раз, I етап планування закінчується.

На рис. 4 приведено сім фаз протоколу Осциру CoW, проілюстрованих на характерному прикладі. У таблиці показані різні успішні передачі по низхідній і висхідній лініях зв'язку з використанням 0, 1 або 2 реле.  $S_9$  не працює ні для низхідній, ні для висхідній лінії зв'язку.

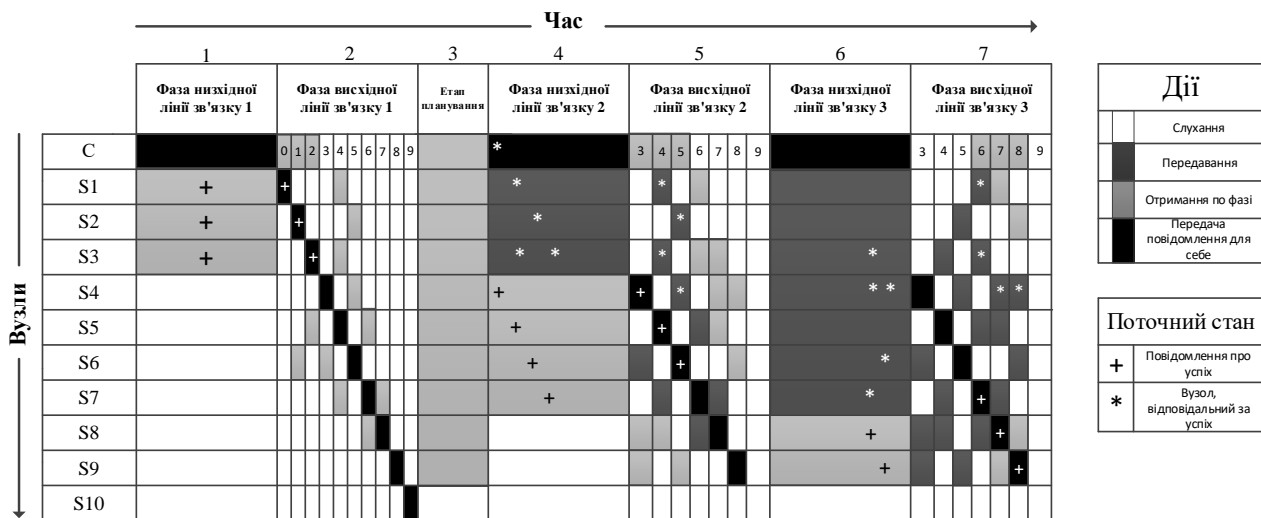


Рис. 4. Сім фаз протоколу Осциру CoW

На етапах планування II і III ці короткі пакети ACK повторно передаються в циклічному режимі вузлами, які прослухали їх за допомогою DSTC, аналогічно фіксованим розкладом фази II Осциру CoW. Наприклад, ACK-пакет C одночасно передається C,  $S_0$ ,  $S_1$ ,  $S_2$  і  $S_3$ , ACK-пакет  $S_0$  передається C,  $S_0$  і  $S_4$  і так далі. Ці пакети ACK ретранслюються ще раз на етапі III планування, так що всі пакети досягають всіх вузлів. В кінці фази III планування все вузли мають «глобальну інформацію ACK» з високою ймовірністю і готові адаптувати розклад повторної передачі, щоб слоти не витрачалися даремно на вже успішні пакети даних на етапах II і III.

**Фаза II.** Після фаз планування є фаза II передачі даних. Повідомлення, які вже пройшли успішно – це пакети спадного і висхідного каналів  $S_0 - S_2$ . Таким чином, розклад повторної передачі виділяє час тільки для пакетів низхідній лінії зв'язку  $S_3 - S_9$  і пакетів висхідній лінії зв'язку  $S_3 - S_9$ . Для наочності розділяється ця фаза на дві підфази {фаза II низхідній лінії зв'язку (довжина TD2) і фаза II висхідній лінії зв'язку (довжина TU2)}. Ретрансляція в TD2 TU2 фази аналогічні ретрансляції в фазі II протоколу фіксованого розкладу за винятком зміненого розкладу. Оскільки розклад адаптовано, можливо, що вузли, які спочатку не могли безпосередньо підключитися до контролера, тепер зможуть це зробити, якщо швидкість під час будь-якої з цих фаз нижче, ніж швидкість на першому етапі. Це може статися, якщо достатня кількість вузлів успішно працює на першій фазі, оскільки тепер має бути відправлено менше повідомлень, або якщо час, виділений для фаз TD2 або TU2, більше, ніж TD1 або TU1, відповідно, що призводить до більш низької швидкості.

**Фаза III.** Знову ж таки, ця фаза ділиться на фазу III по низхідній лінії зв'язку (довжина  $D_{T1}$ ) і фазу III висхідній лінії зв'язку (довжина  $D_{T2}$ ) зі швидкостями  $V_{T1}$  і  $V_{T2}$ .

#### 4.4. Оптимізація, що залежить від топології інформації

Схема адаптивного розкладу може бути оптимізована для зменшення складності реалізації, коли інформаційна топологія є зіркою. Зокрема, етап планування може бути скорочений.

Наприклад, кожен вузол може поєднувати однобітовий АСК для свого пакету низхідній лінії зв'язку зі своїм повідомленням висхідній лінії зв'язку. Потім додаткові фази планування можна спростити до однієї фази, коли контролер обробляє всі АСК (як отримані, так і не отримані) в один пакет, який просто перераховує, які повідомлення потребують повторної передачі. Потім всі вузли, які можуть чути контролер, дізнаються розклад. Потім ці вузли можуть змінювати пакет спадного каналу (відбираючи вже успішні повідомлення і додаючи до нього глобальний розклад) і одночасно транслюючи його. Вузли, які можуть чути цей перший набір ретрансляторів, можуть потім не тільки декодувати повідомлення низхідній лінії зв'язку (незважаючи на те, що вони не знають розклад), але і скласти саме розклад, щоб вони могли допомогти на наступному етапі. На цьому етапі вузли, доступні тільки через три переходи, не мають розкладу, і для передачі їм інформації міняється порядок фази II висхідній лінії зв'язку і фази III низхідній лінії зв'язку (фаза III низхідній лінії зв'язку безпосередньо слід за фазою II низхідній лінії зв'язку). Вузли, доступні через два переходи, знову передають повідомлення низхідній лінії зв'язку (з вбудованим розкладом), щоб їх могли почути вузли, доступні тільки через три переходи. Таким чином, незважаючи на те, що всі вузли не знали розклад на початку фази II спадного каналу, вони все ж дізнаються його до кінця фази III спадного каналу, і цього достатньо для включення фаз II і III висхідного каналу. Як видно, ця оптимізація використовує зіркоподібний характер інформаційної топології, щоб скоротити фазу планування, і, крім того, загальний обсяг траси, виділеної для планування, істотно скорочується.

Спадний канал з двома переходами (інформаційна топологія зірки). У схемі з двома переходами є два способи передати повідомлення. Виводиться ймовірність відмови протоколу як для фіксованої, так і для адаптивної схеми розкладу. В обох схемах відмова – це подія, коли хоча б один з  $m$  вузлів в наборі  $S$  не отримав своє повідомлення до кінця.

#### 4.5. Схема фіксованого розкладу

У схемі з фіксованим розкладом з двома переходами кожне повідомлення відправляється двічі, незалежно від того, чи було воно успішним з першої спроби. Швидкість

першої фази  $V_{D_1} = \frac{nm}{D_1}$  відповідна ймовірність каналу  $p_1$ . Друга фазова швидкість

$V_{D_2} = \frac{nm}{D_2}$  (так як всі повідомлення відправляються два рази) і відповідна ймовірність

відмови каналу дорівнює  $p_2$ . Нехай вузли, які успішно пройшли Фазу I, входять в набір  $A$  (потужність якого представлена випадковою величиною  $A$ , представляє певний розмір).

Вузли в наборі  $S \setminus A$  покращуються в Фазі II, тільки якщо вони підключаються або до контролера, або принаймні до одного з вузлів в  $A$ . Припущення про завмирання Релея говорить, що ймовірність того, що канал вийде з ладу на Фазі II, за умови, що він не пройшов

Фаза I визначається як  $p_S = \min\left(\frac{p_2}{p_1}; 1\right)$ . Тоді ймовірність відсутності підключення до

контролеру на Фазі II дорівнює  $p_2^b p_s$ . Таким чином, ймовірність відмови двофазової системи спадного каналу становить:

$$P = \sum_{\beta=0}^{k-1} \binom{k}{\beta} (1-p_1)^\beta p_1^{k-\beta} \left(1 - (1-p_2^\beta p_s)^\beta\right). \quad (2)$$

Схема адаптивного розкладу

У двоетапній схемі з адаптивним розкладом тільки повідомлення, які були невдалими на етапі I, знову відправляються на етапі II. Перший етап повністю аналогічний схемі фіксованого розкладу. Час, відведений для Фази II, і кількість успішних результатів першої фази визначають швидкість Фази II  $V_{D_1} = \frac{n(m-\beta)}{D_1}$ . Відповідна ймовірність відмови лінії

позначається  $p_2(\beta)$ . Як і у випадку з фіксованим розкладом, ймовірність того, що зв'язок контролера з вузлом вийде з ладу на етапі II, з огляду на його відмову на етапі I,

визначається як  $p_S = \min\left(\frac{p_2}{p_1}; 1\right)$ . Тоді ймовірність відсутності підключення до контролера

на Фазі II дорівнює  $p_2^\beta p_s$ . Таким чином, ймовірність відмови системи спадного каналу з двома переходами дорівнює:

$$P = \sum_{\beta=0}^{k-1} \binom{k}{\beta} (1-p_1)^\beta p_1^{k-\beta} \left(1 - (1-p_2^\beta p_s)^\beta\right) \quad (3)$$

Слід звернути увагу, що в наведеному вище висновку пропущена роль інформації про планування, хоча насправді вона має вирішальне значення для адаптації швидкості передачі на етапі II. Це тому, що є припущення, що фазами планування виділяється достатньо часу, так що швидкість фази планування нижче, ніж швидкості передачі в будь-якій з інших фаз. Отже, будь-яка помилка планування в протоколі також буде проявлятися як збій доставки пакета повідомлення. Властивість пакетів АСК полягає в тому, що вони хочуть досягти всіх вузлів в мережі. Отже, більш детальний аналіз для планування збоїв проводиться в наступному підрозділі, де обговорюється межа об'єднання, тобто як ми можемо оцінити зверху ймовірність збою для загальної топології.

#### 4.6. Об'єднання пов'язаних і узагальнених інформаційних топологій.

Розглядається звичайна мережа з  $m$  вузлами і  $s$  потоками повідомлень. Припускається, що у кожного потоку є одне походження і в середньому  $g$  передплатників. Для простоти швидкості для всіх передач зберігаються постійними на деякій швидкості  $R$  з відповідною ймовірністю  $p$  відмови лінії. Розглядається одна пара повідомлення-адресат. Нехай кожне повідомлення отримає дві спроби досягти своїх передплатників {безпосередньо з джерела або через ретранслятори (скажімо,  $j$  з них)}. Тоді ймовірність того, що повідомлення досягне будь-якого конкретного пункту призначення, дорівнює

$$\begin{aligned} q_s &= P(\text{пряме посилання}) \square P(\text{успішне пряме посилання}) \square \\ &\square P(\text{відсутності прямого посилання}) = \\ &= (1-p) + \left( p \square \left( \sum_{i=1}^{m-1} \binom{m-1}{i} (1-p)^i p^{m-2-i} (1-p^i) \right) \right) \end{aligned} \quad (4)$$

Тоді об'єднання, обмежене ймовірністю відмови, що навіть одне з  $s$  повідомлень не досягне одного з його передплатників визначається наступним чином:

$$P_{\text{відмови}} = c \cdot g \cdot (1 - q_m) \quad (5)$$

При розробці Осциру CoW використовувалась одночасна ретрансляція з використанням DSTC, щоб отримати вигоду з просторової різноманітності, залишаючись в межах затримки. Щоб розділити вплив ретрансляції і одночасної передачі, корисно проаналізувати ретрансляцію без одночасних передач. Щоб реле працювали по черзі в рамках схеми фіксованого розкладу, основною вимогою є скорочення часових інтервалів. Якщо припустити, що є  $h$  потенційних реле для кожного пакету даних, заздалегідь призначених для кожного потоку повідомлень – це будуть єдині вузли, які будуть прослуховувати цей потік, і кожному буде призначений слот, в якому він може ретранслювати його, якщо вони його почують. Це означає, що при наявності  $n$  (2 або 3) переходів кожен пакет даних буде мати розмір  $1+(n-1)h$  часових інтервалів. Це означає, що для  $c$  потоків повідомлень, якщо загальний час циклу  $T$  і кожен пакет даних має довжину  $k$  біт, то швидкість передачі даних

$$\text{буде } V = \frac{ck(1+(n-1)h)}{T}.$$

Розглянемо один потік повідомлень і нехай  $q_s(p; h)$  позначає ймовірність успіху для одного пункту призначення, де  $p$  – ймовірність помилки лінії зв'язку з урахуванням швидкості і SNR. Аналіз для випадку з двома стрибками враховуючи рівняння (4) має наступний вигляд:

$$q_m(p, h) = (1 - p) + \left( p \cdot \left( \sum_{i=1}^h \binom{h}{i} (1-p)^i p^{h-i} (1-p^i) \right) \right) \quad (6)$$

Застосовується аргумент об'єднання, і тому рівняння (5) продовжує обмежувати ймовірність помилки, тільки з трохи зміненим виразом в рівнянні (6).

У Осциру CoW під час передачі кожного повідомлення вся доступна ширина смуги  $U$  використовується для кодування зі швидкістю каналу  $V$ . У схемі стрибкоподібної перебудови частоти доступна ширина смуги  $U$  розбита на  $n$  підканалів ( $n > 1$ ), і кожен підканал передає весь пакет з більш високою швидкістю  $V_n = nV$ . Припускається, що кожен підканал загасає незалежно. Аналіз схеми кодування з повторенням зі стрибкоподібною перебудовою частоти дуже схожий на схему неодноразової ретрансляції. Нехай ймовірність відмови одного підканала на швидкості  $V_c$  дорівнює  $p_c(n)$ . Тоді ймовірність того, що повідомлення не було успішним – це ймовірність того, що кожен з підканалів не зміг доставити повідомлення, тобто  $(p_c(n))^k$ . Отже, ймовірність відмови схеми, що ґрунтується на повторенні стрибкоподібної перебудови частоти з  $c$  потоками, кожен з яких має один пункт призначення, визначається виразом

$$P(\text{збій}, n) = 1 - (1 - (p_c(n))^n) \quad (7)$$

Більше значення  $n$  дозволяє використовувати більше різноманітності, а також змушує миттєву швидкість бути вище.

## 5. Результати та порівняння

Дотримуючись Weiner et al. [4] і теоретико-комунікаційної угоди, використовується мінімальний SNR, необхідний для досягнення надійності  $10^{-9}$ , як даної метрики для порівняння фіксованого розкладу з двома переходами і з адаптивним графіком з трьома переходами Осциру CoW з чотирма іншими базовими схемами. Обчислюється мінімальне співвідношення сигнал/шум, що вимагаються різними протоколами для відповідності специфікаціям, в такий спосіб. Припускаючи фіксоване номінальне SNR, обчислюється ймовірність відмови для розглянутого протоколу. Потім шукається найменше значення

номінального відношення сигнал/шум, яке відповідає вимозі надійності  $10^{-9}$ . На рис. 5 показана продуктивність (мінімальне співвідношення сигнал / шум, необхідне по осі y) для інформаційної топології «зірка» з центральним вузлом, які відправляють  $m = 160$ -бітові повідомлення  $n$  інших вузлів і отримують від них повідомлення такого ж розміру. Все це повинно бути виконано за 2 мс при смузі пропускання 20 МГц. Спочатку мінімальний необхідний SNR для Осциру CoW зменшується зі збільшенням  $n$ , навіть якщо необхідна пропускна здатність збільшується як  $m \cdot n$ , але потім криві загасають. Переваги багатовикористовуваного рознесення в кінцевому підсумку поступаються місцем, і необхідний SNR починає збільшуватися для великих  $n$  в міру збільшення необхідної спектральної ефективності.

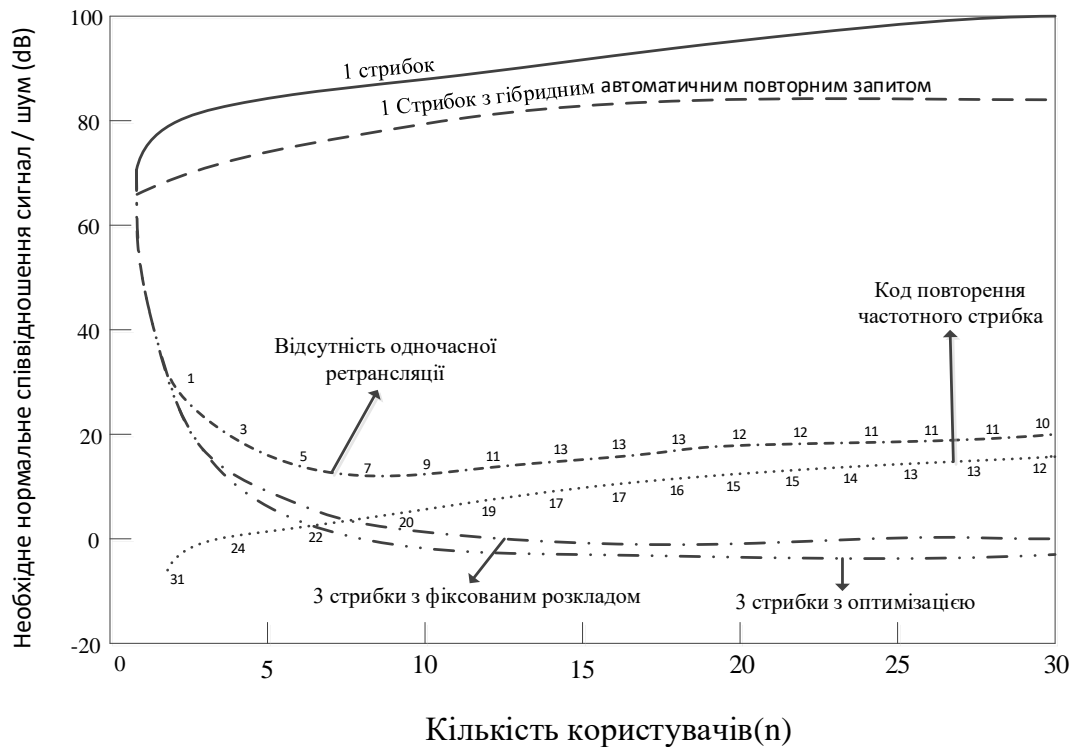


Рис. 5. Продуктивність Осциру CoW в порівнянні з еталонними схемами

На рис. 6 приведено графік продуктивності Осциру CoW в порівнянні з еталонними схемами для  $m = 160$ -бітних повідомлень і  $n = 30$  вузлів з частотою 20 МГц і часом циклу 2 мс, націленим на  $10^{-9}$ . Цифри поруч зі схемою стрибкоподібної перебудови частоти представляють величину необхідного частотного рознесення.

Найвища суцільна крива на рис. 5 показує продуктивність протоколу, обмеженого лише першим переходом Осциру CoW з одним слотом на повідомлення. Необхідний SNR різко скорочується з двох причин: (а) оскільки пропускна здатність лінійно збільшується з кількістю вузлів і (б) щоб ймовірність відмови системи залишалася під контролем з великою кількістю повідомлень для передачі, кожне окреме повідомлення повинно бути таким дуже надійним. Друга схема (червона пунктирна крива) чисто гіпотетична. Це дозволяє кожному повідомленню використовувати весь часовий інтервал 2 мс для свого власного повідомлення висхідній і низхідній лінії зв'язку, але без будь-якої ретрансляції і, отже, без рознесення. Це обмежує можливості використання адаптивних методів HARQ і показує, чому використання різноманітності важливо.

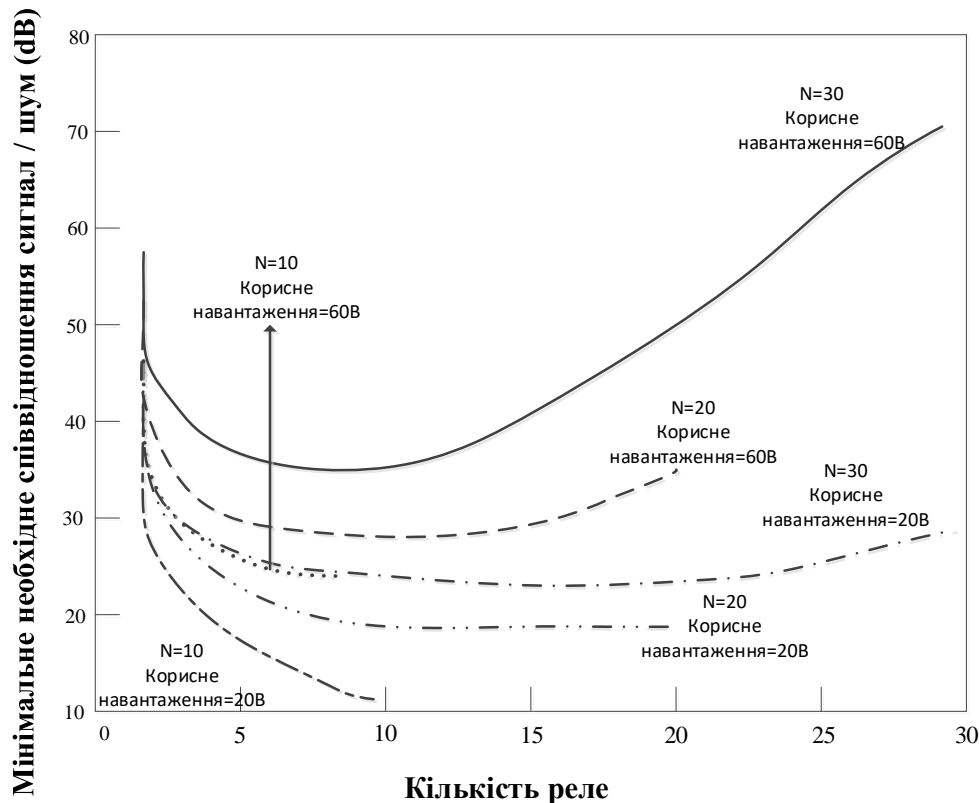


Рис. 6. Залежність мінімального значення SNR від кількості реле

Третя еталонна схема – це схема неодноразової ретрансляції, показана на рис. 5. Видно, що ця крива завжди знаходиться вище ліній Оссуру CoW і показує кількісну важливість одночасної ретрансляції. На графіку зазначено оптимальну кількість реле  $r$ , яке мінімізує необхідне відношення сигнал / шум. У міру збільшення  $r$  доступне просторове рознесення збільшується, але додані повторення повідомлень підвищують швидкість передачі даних по лінії зв'язку.

На рис. 6 показано вплив кількості реле, виділених на необхідне співвідношення сигнал/шум для схеми, описаної вище. Для неодноразової ретрансляції мінімальний SNR, необхідний для досягнення  $10^{-9}$  ймовірності збою системи для різних мереж та розмірів корисного навантаження, оскільки кількість номінальних реле змінюється. Для розміру мережі  $n = 30$  розмір корисного навантаження 60 Б на повідомлення вибере  $r = 6$  в якості оптимальної кількості ретрансляторів. Зменшення розміру мережі до 10 робить  $r = 9$  оптимальною кількістю реле. Порівнюючи це з розміром корисного навантаження 20 Б і  $n = 30$  видно, що не тільки оптимальна кількість реле така ж, але і вся крива дуже близька до кривої для  $n = 10$  з корисним навантаженням 60В. Це пов'язано з тим, що для однієї й тієї ж кількості реле швидкості передачі даних однакові, а триразова різниця в кількості потоків повідомлень вимагає триразового зниження ймовірності помилки на повідомлення, що для дев'яти реле становить менше 1 дБ. З огляду на досить велику мережу, оптимальна кількість реле, мабуть, залежить в першу чергу від сукупної швидкості. Для високої сукупної швидкості вибирається менша кількість реле, а для більш низької – більше реле.

Остання еталонна схема на рис. 5 являє гіпотетичну стрибкоподібну перебудову частоти. У міру збільшення числа стрибків частоти  $k$  доступне рознесення збільшується, але додані повторення повідомлень змушують миттєві швидкості каналу вище, як це роблять додаткові ретранслятори для неодноразової ретрансляції. Для малих  $n$  вважається за краще більше частотних стрибків через переваги рознесення. Вартість SNR для цього не така висока, тому що пропускна здатність досить мала (потрібно спектральна ефективність менше 1: 5 біт/с/Гц), тому роботи все ще перебувають на порозі обмеженого по енергії режиму

пропускної здатності каналу. Для менш ніж 7 вузлів це говорить про те, що використання стрибкоподібної перебудови частоти – відмінний спосіб до тих пір, поки можна буде надійно розраховувати на 20 або більше гарантованих підканалів з незалежним загасанням, які можна буде повторити. Слід звернути увагу, що після 7 вузлів схема стрибкоподібної перебудови частоти паралельна схемі неодночасної ретрансляції на рис. 5. Однак стрибкоподібна перебудова частоти оптимізується за рахунок більшого рознесення і нижчого відношення сигнал / шум, тому що використання на багато користувачів рознесення вимагає, щоб перший стрибок фактично досяг достатньої кількості ретрансляторів, щоб мати можливість використовувати зарезервовані слоти, в той час як рознесення по частоті передбачається завжди доступним. На рис. 6 також порівнюється двоетапний протокол Оссуру CoW з фіксованим розкладом і рівною довжиною фази з адаптивною трискачковою схемою, оптимізованою для мінімізації SNR. Видно, що вони дуже близькі один до одного, і вибір між ними не так важливий, як використання різноманітності і одночасних передач.

На рис. 7. Приведено залежність числа переходів і мінімальне співвідношення сигнал/шум, яке необхідно використовувати для досягнення високої продуктивності  $10^{-9}$ , оскільки сукупна швидкість і кількість користувачів змінюються. Тут часовий поділ всередині циклу є неоптимізованим. Канал висхідній і низхідній лінії зв'язку має однаковий час, 2-хоп-канал має співвідношення фаз 1: 1, а 3-хоп-канал має співвідношення 1: 1: 1 для трьох фаз. Числа тут ставляться до топології з інформацією про зірку, але, як показує наступний рис. 8., вони будуть сильно відрізнятися від типових топологій.

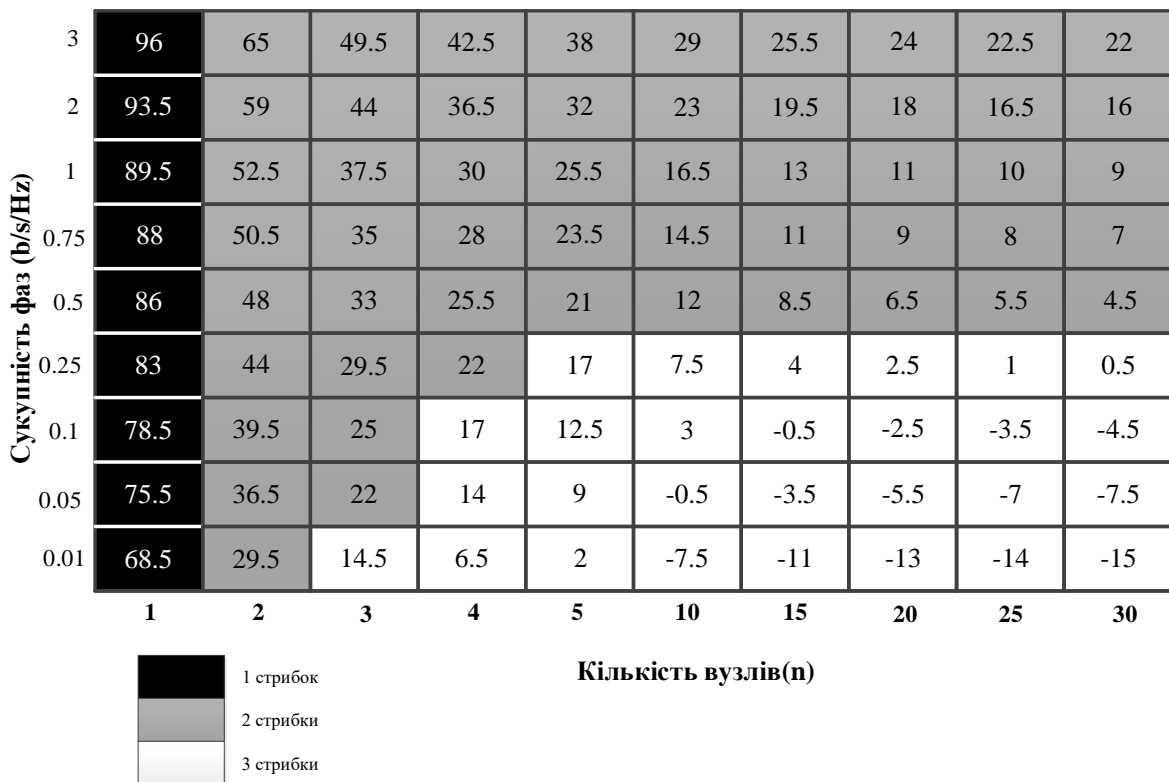


Рис. 7. Число переходів і мінімальне співвідношення сигнал/шум

Виявляється, що загальна необхідна корисна продуктивність (загальна спектральна ефективність з урахуванням всіх користувачів) є найбільш важливим параметром для вибору кількості ретрансляційних переходів в даній схемі. Це наочно показано на рис. 7. У даній таблиці показані необхідний SNR і краща кількість переходів для даного n. Очевидно, що з одним вузлом однофазна схема – це все, що можливо. У міру збільшення кількості вузлів краще переходити від 2-фазної схеми до 3-фазної. Для n 5 сукупна швидкість – це те, що має значення при виборі схеми, оскільки трифазні схеми повинні мати справу з триразовим

збільшенням миттєвої швидкості через більш короткого часу кожної фази, і це домінує при виборі. В принципі, при досить високих сукупних швидкостях навіть схема з одним переходом буде краще з достатньою кількістю користувачів. Але коли цільова надійність становить  $10^{-9}$ , це абсурдно високі сукупні показники. У практичному режимі перемагає різноманітність.

На рис. 8. Приведено залежність кількості пунктів призначення в залежності від відношення сигнал/шум, необхідну для різних розмірів мережі для  $m = 160$ -бітних повідомлень і  $n = (15; 20; 25; 30; 35)$  вузлів з частотою 20 МГц і часом циклу 2 мс, з метою досягнення ймовірності відмови  $10^{-9}$ . Значення SNR в місцях призначення «0» є SNR, необхідне для топології інформації «зірка».

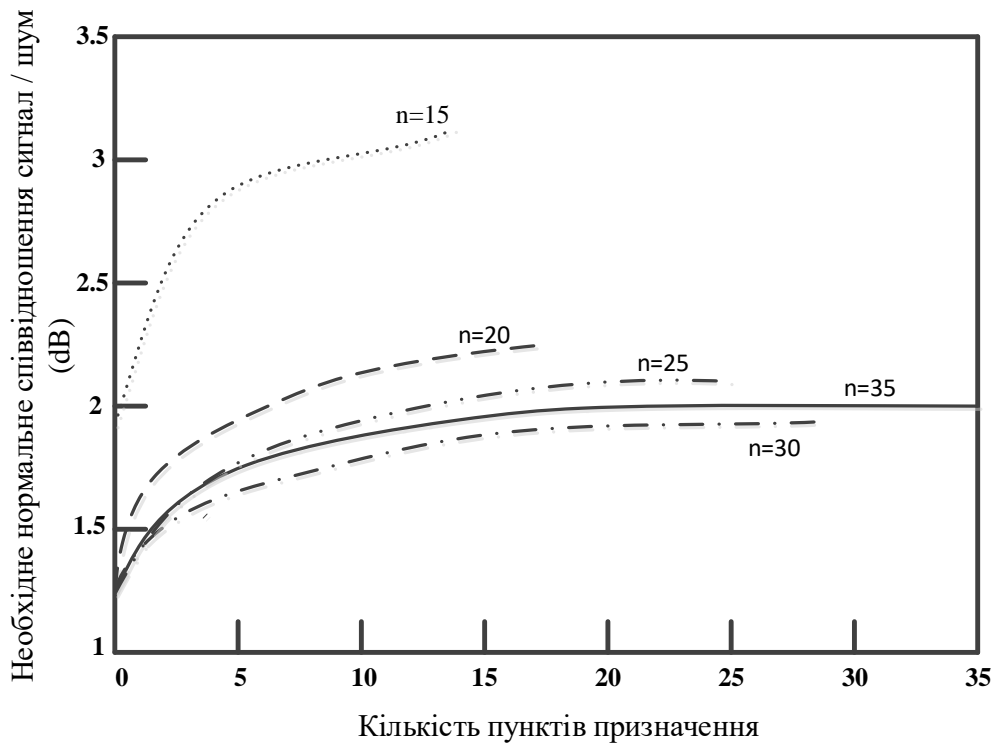


Рис. 8. Кількість пунктів призначення в залежності від відношення сигнал/шум

Розглядаючи випадок типово не зіркових топологій, використовуючи рівняння (5), на рис. 8 продемонстровано співвідношення сигнал/шум, необхідне для різної кількості пунктів призначення для мереж різних розмірів. Кількість пунктів призначення в повідомленні варіюється від 1 до  $n - 1$ . Для порівняння, в місцях призначення «0» побудований графік SNR, необхідний для топології інформації «зірка». Існує «штраф» SNR для кожного повідомлення, що має кілька адресатів, але навіть коли всі хочуть чути все, це покарання досить скромне. Випадок  $n - 1$  призначення аналогічне простому зменшенню допустимої ймовірності відмови в  $1 = n$  раз. Необхідний додатковий SNR складає близько 1 дБ для мереж середнього та великого розміру через великого розмаїття.

## 6. Висновки

У статті представлено структуру протоколу безпроводового зв'язку Осциру CoW для високопродуктивних систем промислової автоматизації, що вимагають надвисокої надійності і низької затримки для багатьох потоків повідомлень в мережі з великою кількістю активних вузлів. Структура протоколу націлена на один бездротовий локальний домен, де всі вузли номінально знаходяться в межах досяжності один одного, але можуть обробляти будь-яку довільну інформаційну топологію з точки зору того, який вузол підписаний на який потік повідомлень. Використання значного різноманіття абсолютно необхідно для наднадійності, а спільний зв'язок з використанням ретрансляції може



забезпечити доступ до багатьох користувачів. Для досягнення малої затримки важлива одночасна передача з використанням орієнтованого на рознесення розподіленого просторово-часового коду, особливо коли розміри корисного навантаження такі, що спектральна ефективність є проблемою. Це дає значну перевагу щодо відношення сигнал/шум у порівнянні з підходами зі стрибкоподібною перебудовою частоти, при цьому не вимагаючи великого частотного рознесення. Часове рознесення також нежиттєздатне, коли допустима затримка коротша, ніж час когерентності, залишаючи на багато користувачів рознесення як єдиний реальний вибір для боротьби із завмиранням.

Коли фонові потужності, яка використовується для включення безпроводової підсистеми, корисно, щоб підмножини вузлів переходили в сплячий режим, покладаючись на інших для прослуховування і ретрансляції повідомлень. Хоча це збільшує необхідну потужність передачі, а це знижує загальне енергоспоживання мережі. Використання мережевого кодування в додаток до вищезазначених методів дійсно дає значну економію і може дозволити додатково заощадити на енергії. Для досягнення цільової надійності досить простого розподілу довжини фази і фіксованого графіку – це розумне співвідношення сигнал/шум. Оптимізоване планування і довжина фаз забезпечують лише незначну економію.

Хоча основна увага в цій роботі приділяється загасанню, і використовуються методи просторової різноманітності, слід зазначити, що є й інші події, які можуть привести до збою передачі. Запропонований кінцевий дизайн, включає повторення за часом і частотою для захисту від немодельованих помилок, таких як несинхронізація часу або випадкові перешкоди.

### Список використаної літератури

1. Гринкевич Г.О. Особливості безпроводових самоорганізованих мереж // Гринкевич Г.О., Жебка В.В., Василенко В.В., Березовська Ю.В./ Наукові записки УНДІЗ. – 2018. – №1(49) – С. 74-79.
2. Cooperative communication for high-reliability low-latency wireless control. Publisher: IEEE. 10 September 2015. <https://ieeexplore.ieee.org/document/7249012>. (дата звернення: 03.09.2020).
3. V. Narasimha Swamy, P. Rigge, G. Ranade, B. Nikolic, and A. Sahai Cooperative communication for high-reliability low-latency wireless control 2015 IEEE International Conference on Communications (ICC), P. 4380 – 4386. <http://https://scholar.google.com/citations?user=EmQmJS8AAAAJ&hl=en>. (дата звернення: 11.03.2020).
4. M. Weiner, M. Jorgovanovic, A. Sahai, and B. Nikolic, Design of a low-latency, high-reliability wireless communication system for control applications, IEEE International Conference on Communications, ICC 2014, Sydney, Australia, June 10-14, 2014, P. 3829 – 3835,
5. Technical Specification Group Radio Access Network, Physical layer procedures for data, 3GPP Technical Report 38.214, Release 15, 2018.
6. S. Hanly and D. Tse, Multiaccess fading channels. II. Delay-limited capacities, IEEE Transactions on Information Theory, Nov 1998. Vol. 44, P. 2816 – 2831.
7. L. Ozarow, S. Shamai, and A. Wyner, Information theoretic considerations for cellular mobile radio, IEEE Transactions on Vehicular Technology, May 1994. vol. 43, P. 359 – 378
8. W. Yang, G. Durisi, T. Koch, and Y. Polyanskiy, Quasi-Static Multiple-Antenna Fading Channels at Finite Blocklength, IEEE Transactions on Information Theory, 2014. Vol. 60, №. 7, P. 4232 – 4265
9. G. D. Forney, Exponential error bounds for erasure, list, and decision feedback schemes, IEEE Transactions on Information Theory, 1968. Vol. 14, P. 206 – 2.

10. Q. Huang, M. Ghogho, J. Wei, and P. Ciblat, Practical Timing and Frequency Synchronization for OFDM-Based Cooperative Systems, IEEE Transactions on Signal Processing, July 2010. Vol. 58, P. 3706 – 3716
11. S. Verdu and S. Shamai, Variable-rate channel capacity, IEEE Transactions on Information Theory, 20010 Vol. 56, №. 6, P. 2651–2667

### References

1. Grinkevich G. O., Zhebka V. V., Vasylenko V. V., Berezovska Yu. V. Features of wireless self-organized networks. Scientific notes of the Ukrainian Research Institute of Communications (2018), 1 (49): 74-79.
2. Cooperative communication for high-reliability low-latency wireless control. Publisher: IEEE. 10 septembre 2015. <https://ieeexplore.ieee.org/document/7249012>. (date of request: 03.09.2020).
3. V. Narasimha Swamy, P. Rigge, G. Ranade, B. Nikolic, and A. Sahai Cooperative communication for high-reliability low-latency wireless control 2015 IEEE International Conference on Communications (ICC), P. 4380 – 4386. <http://https://scholar.google.com/citations?user=EmQmJS8AAAAJ&hl=en>. (date of request: 11.03.2020).
4. M. Weiner, M. Jorgovanovic, A. Sahai, and B. Nikolic, Design of a low-latency, high-reliability wireless communication system for control applications, IEEE International Conference on Communications, ICC 2014, Sydney, Australia, June 10-14, 2014, P. 3829 – 3835.
5. Technical Specification Group Radio Access Network, Physical layer procedures for data, 3GPP Technical Report 38.214, Release 15, 2018.
6. S. Hanly and D. Tse, Multiaccess fading channels. II. Delay-limited capacities, IEEE Transactions on Information Theory, Nov 1998. Vol. 44, P. 2816 – 2831.
7. L. Ozarow, S. Shamai, and A. Wyner, Information theoretic considerations for cellular mobile radio, IEEE Transactions on Vehicular Technology, May 1994. vol. 43, P. 359 – 378.
8. W. Yang, G. Durisi, T. Koch, and Y. Polyanskiy, Quasi-Static Multiple-Antenna Fading Channels at Finite Blocklength, IEEE Transactions on Information Theory, 2014. Vol. 60, №. 7, P. 4232 – 4265.
9. G. D. Forney, Exponential error bounds for erasure, list, and decision feedback schemes, IEEE Transactions on Information Theory, 1968. Vol. 14, P. 206 – 2.
10. Q. Huang, M. Ghogho, J. Wei, and P. Ciblat, Practical Timing and Frequency Synchronization for OFDM-Based Cooperative Systems, IEEE Transactions on Signal Processing, July 2010. Vol. 58, P. 3706 – 3716.
11. S. Verdu and S. Shamai, Variable-rate channel capacity, IEEE Transactions on Information Theory, 20010 Vol. 56, №. 6, P. 2651–2667.