

Міністерство освіти і науки України
Харківський національний університет радіоелектроніки

Факультет навчально-науковий центр заочної форми навчання
(повна назва)

Кафедра електронних обчислювальних машин
(повна назва)

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА
Пояснювальна записка

Рівень вищої освіти другий (магістерський)

Метод обробки даних в спеціалізованому
обчислювальному пристрої

(тема)

Виконав:

студент II курсу, групи КСМзм-21-1
Пономаренко І.О.
(прізвище, ініціали)

Спеціальність

123 «Комп'ютерна інженерія»
(код і повна назва спеціальності)

Тип програми освітньо-професійна
(освітньо-професійна або освітньо-наукова)

Освітня програма

Комп'ютерні системи та мережі
(повна назва освітньої програми)

Керівник: доц. Лебедєв О.Г.
(посада, прізвище, ініціали)

Допускається до захисту

Зав. кафедри ЕОМ

(підпис)

Коваленко А.А.
(прізвище, ініціали)

2022 р.

Харківський національний університет радіоелектроніки

Факультет _____ навчально-науковий центр заочної форми навчання

Кафедра _____ електронних обчислювальних машин

Рівень вищої освіти _____ другий (магістерський)

Спеціальність _____ 123 «Комп'ютерна інженерія»
(код і повна назва)

Тип програми _____ освітньо-професійна
(освітньо-професійна або освітньо-наукова)

Освітня програма _____ Комп'ютерні системи та мережі
(повна назва)

ЗАТВЕРДЖУЮ:

Зав. кафедри _____
(підпис)

“ _____ ” _____ 20__ р.

ЗАВДАННЯ

НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ

студенту _____ Пономаренку Іллі Олеговичу
(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема роботи _____ Метод обробки даних в спеціалізованому обчислювальному пристрої

затверджена наказом по університету від “ 24 ” жовтня 2022 р. № 178 Стз

2. Термін подання студентом роботи до екзаменаційної комісії _____ 13 грудня 2022 р.

3. Вхідні дані до роботи _____

спеціалізований обчислювальний пристрій

обробка повідомлень

VHDL

4. Перелік питань, що потрібно опрацювати у роботі _____

Обробка даних на основі ідентифікаторів

Метод обробки повідомлень обмеженого розміру

Розробка структури спеціалізованого пристрою

5. Перелік графічного матеріалу із зазначенням креслеників, схем, плакатів, комп'ютерних ілюстрацій (слайдів) 15 слайдів

6. Консультанти розділів роботи (заповнюється за наявності консультантів згідно з наказом, зазначеним у п.1)

Найменування розділу	Консультант (посада, прізвище, ім'я, по батькові)	Позначка консультанта про виконання розділу	
		підпис	дата

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№	Назва етапів роботи	Термін виконання етапів роботи	Примітка
1	Отримання завдання. Аналіз літератури	25.10.2022–04.11.2022	
2	Огляд існуючих методів та алгоритмів.	05.11.2022–11.11.2022	
3	Аналіз існуючих пристроїв	12.11.2022–19.11.2022	
4	Розробка та реалізація методу	20.11.2022–29.11.2022	
5	Моделювання	30.11.2022–03.12.2022	
6	Отримання результатів	04.12.2022–06.12.2022	
7	Оформлення ПЗ	07.12.2022–12.12.2022	

Дата видачі завдання 24 жовтня 2022 р.

Студент _____
(підпис)

Керівник роботи _____
(підпис)

доц. Лебедєв О.Г.
(посада, прізвище, ініціали)

РЕФЕРАТ

Пояснювальна записка кваліфікаційної роботи: 60 с., 13 рис., 1 дод., 20 джерел.

ОБЧИСЛЮВАЛЬНИЙ ПРИСТРІЙ, ОБРОБКА ДАНИХ,
ФОРМАЛІЗАЦІЯ, МЕТОД, ПОВІДОМЛЕННЯ, ІДЕНТИФІКАТОР.

Метою кваліфікаційної роботи є розробка методу обробки даних в спеціалізованому обчислювальному пристрої на основі ідентифікаторів.

У ході виконання кваліфікаційної роботи проведено огляд сучасних методів, алгоритмів та технічних рішень обробки даних на основі їх ідентифікаторів; аналіз алгоритмів обробки даних та віднесення груп повідомлень цільової множини на основі ідентифікаторів. Також розроблено творення метод обробки даних з урахуванням ідентифікаторів. Розроблена структурна схема спеціалізованого обчислювального пристрою обробки даних на основі ідентифікаторів.

ABSTRACT

Master's thesis: 60 pages, 13 figures, 1 appendices, 20 sources.

COMPUTING DEVICE, DATA PROCESSING, FORMALIZATION,
METHOD, MESSAGE, IDENTIFIER.

The major goal of this thesis is to develop a method of data processing in a specialized computing device based on identifiers.

In order to overview of modern methods, algorithms and technical solutions of data processing based on their identifiers was carried out; analysis of data processing algorithms and classification of message groups of the target set based on identifiers. A method of creating data processing based on identifiers was also developed. A structural diagram of a specialized computing device for data processing based on identifiers was developed.

ЗМІСТ

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І ТЕРМІНІВ	7
ВСТУП	8
1 ОБРОБКА ДАНИХ НА ОСНОВІ ІДЕНТИФІКАТОРІВ.....	10
1.1 Обробка інформації на основі ідентифікаторів	10
1.2 Забезпечення систем обробки повідомлень	12
1.3 Огляд існуючих аналогічних рішень	14
1.4 Методи реалізації обробки даних на основі ідентифікаторів.....	21
1.5 Висновки до розділу 1	23
2 МЕТОД ОБРОБКИ ПОВІДОМЛЕНЬ ОБМЕЖЕНОГО РОЗМІРУ	25
2.1 Організація взаємодії двох пристроїв для обміну повідомлень обмеженої довжини.....	25
2.2 Впливання помилок на швидкість обробки повідомлень.....	29
2.3 Особливості буферизації повідомлень.....	31
2.3 Апаратна реалізація	32
2.4 Формалізація розробленого методу	36
2.5 Алгоритм незворотного перетворення.....	37
2.6 Висновки до розділу 2	38
3 РОЗРОБКА СТРУКТУРИ СПЕЦІАЛІЗОВАНОГО ПРИСТРОЮ	40
3.1 Основні функції пристрою	40
3.2 Структурна схема.....	41
3.3 Висновки до розділу 3	47
ВИСНОВКИ.....	48
ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ	49
ДОДАТОК А Графічний матеріал кваліфікаційної роботи.....	52

ПЕРЕЛІК УМОВНИХ ПОЗНАЧЕНЬ, СИМВОЛІВ, ОДИНИЦЬ, СКОРОЧЕНЬ І ТЕРМІНІВ

ІОТ – Інтернет речей

БЗТК – блок запам'ятовування таблиці комутації

МПК – мікропроцесорний пристрій керування

МУТМ – модуль управління трасуванням мережі

ПАС – пристрій адреси повідомлень

ПЛІС – програмована логічна інтегральна схема

ВСТУП

Створення об'єднаних у складні ієрархічні комплекси спеціалізованих пристроїв моніторингу та управління технологічними процесами, оцінки та аналізу станів технічних систем є одним із перспективних напрямів розвитку засобів обчислювальної техніки та систем управління. Характерними їх рисами є: розкид швидкостей передачі даних, динамічний характер процесів обміну між адресатами, наявність змінюваних параметрів у повідомленнях, що передаються, складність алгоритмів аналізу та розбору їх структури та обмежений розмір самих повідомлень (в діапазоні від кількох байтів до кількох десятків байтів).

Все це обумовлює необхідність створення спеціалізованих методів, алгоритмів та засобів апаратної обробки таких повідомлень, які мають перевагу перед програмними способами вирішення зазначених вище завдань з погляду продуктивності кінцевого обчислювального обладнання та його апаратної складності. На основі тих, що входять до складу прийнятих повідомлень кодових послідовностей – ідентифікаторів – приймальні, комутуючі та ретранслюючі пристрої (наприклад, бездротові мікроконтролери, об'єднані в розподілену інформаційно-керуючу систему) формують непересічні множини повідомлень для їхньої подальшої ретрансляції, передачі на обробку тощо, відповідно до визначених для кожної такої множини правил.

Коректність обробки даних, що надходять у частині виділення з загальної інформаційно-керуючої послідовності наборів повідомлень, які стосуються одного адресата, є важливим аспектом забезпечення правильності функціонування як обчислювальних, інформаційних та керуючих систем в цілому, так і окремих їх компонентів.

Помилки, що виникають у тому числі через обмеженість розмірів цифрових послідовностей, що містять інформацію про джерела та приймачі

повідомлень, порушують працездатність кінцевих пристроїв і призводять до зниження їх продуктивності через необхідності перепитування оброблених з помилками даних.

В основі створення засобів апаратної обробки даних на основі ідентифікаторів лежить необхідність забезпечення необхідної достовірності обробки, високої продуктивності розроблюваних пристроїв та їх прийнятної апаратної складності, тому що вони є частиною кінцевого обладнання прийому та обробки потоку повідомлень.

Аналіз літератури показав, що існуючі алгоритми обробки даних на основі ідентифікаторів мають або недостатню достовірність при обмеженому розмірі ідентифікатора (алгоритми, засновані на аналізі кожного окремого повідомлення), або високу обчислювальну складність (алгоритми аналізу груп повідомлень). Таким чином, актуальним є науково-технічне завдання розробки методу та алгоритмів визначення приналежності груп повідомлень адресатам, орієнтованих на високу швидкість виконання за їх апаратної реалізації на мікроконтролерах та ПЛІС.

Метою кваліфікаційної роботи є розробка методу обробки даних в спеціалізованому обчислювальному пристрої на основі ідентифікаторів.

Об'єктом дослідження є елементи та пристрої обробки даних на основі ідентифікаторів.

Завдання:

- огляд сучасних методів, алгоритмів та технічних рішень обробки даних на основі їх ідентифікаторів;
- аналіз алгоритмів обробки даних та віднесення груп повідомлень цільової множини на основі ідентифікаторів;
- створення методу обробки даних з урахуванням ідентифікаторів;
- розробка обчислювального спеціалізованого пристрою обробки даних на основі ідентифікаторів.

1 ОБРОБКА ДАНИХ НА ОСНОВІ ІДЕНТИФІКАТОРІВ

1.1 Обробка інформації на основі ідентифікаторів

Тенденцією розвитку технологій створення інформаційних систем є перехід до використання рухомих пристроїв, що їх утворюють, замість широко поширених раніше систем, в яких елементи та вузли не змінювали свого розташування під час експлуатації. При цьому в якості комутаційного середовища для таких систем все частіше виступають канали зв'язку, організовані за принципом «загальний канал з поділом часу» [1].

Ця вимога диктується як уніфікацією прийомопередаючих модулів, методів, алгоритмів та протоколів їх роботи, так і більш простим процесом розгортання, експлуатації, виявлення та усунення несправностей в інформаційних системах [2,3]. В загальному випадку взаємодія пристроїв сучасних інформаційних систем відбувається через рухомий приймальний пристрій, який здійснює зв'язок з декількома аналогічними пристроями, отримуючи від них або передаючи їм команди чи дані [4]. Традиційний метод керування роботою віддаленого пристрою здійснюється через канал зв'язку, при якому вузол, що відповідає за управління всіма або частиною апаратних компонентів інформаційної системи, транслює по загальному каналу індивідуальні пакети команд або іншу керуючу інформацію [5].

При цьому кожен приймальний пристрій, працюючи в режимі приймача, може приймати зазначені блоки інформації, витягувати з них керуючу інформацію та діяти з отриманих команд [6]. На практиці ситуація ускладнюється ще й у разі множинності джерел керуючої та іншої інформації, коли загальний канал зв'язку використовується як єдине середовище передачі усіх даних, що циркулюють в інформаційній системі. Тобто єдина безліч повідомлень, що передаються по загальному каналу, складається з множин повідомлень від незалежних джерел. При цьому окремі

його компоненти можуть у довільному порядку чергуватись один з одним і, загальному випадку, призначатися безлічі різних незалежних приймачів [7]. Прикладом таких систем можуть бути сучасні бездротові сенсорні мережі [8, 9], пристрої, об'єднані по технології «інтернету речей» (IoT-пристрою) [10, 11] та інші розподілені інформаційні та керуючі системи [12].

Функціональне призначення самих пристроїв, що формують та що обробляють інформацію в таких системах, може бути різним: це можуть бути пристрої-датчики для вимірювання параметрів середовища та технологічних процесів, різноманітні виконавчі пристрої, поєднані чи інтегровані в керований ними технічний об'єкт керування або пристрої подвійного призначення, що реалізують як функції збору інформації, так і управління [13]. Звідси очевидно, що завдання поділу повідомлень, що надходять, формування з них множин з унікальними для кожної множини правилами обробки в загальному випадку може бути досить складним і мати безліч аспектів.

Подібний поділ здійснюється, як правило, на основі тих, що входять до складу кожного повідомлення кодових послідовностей – ідентифікаторів, що дозволяють внаслідок їх обробки сформувати з них зазначені непересічні множини для подальшої обробки. При цьому коректність обробки вхідної інформації безпосередньо впливає на правильність функціонування таких віддалених апаратних компонентів інформаційних систем.

Незважаючи на широке використання, описаний вище принцип управління роботою індивідуальних апаратних компонентів інформаційних систем має істотний недолік. Усі пристрої, визначені як приймачі інформації, що управляє, повинні виконувати операції, по-перше, по виділенню з усієї множини повідомлень керуючої інформації, а також визначення типу вхідного потоку даних, його джерела та інших атрибутів, які дозволяють пристрою належним чином обробити такий набір повідомлень. При цьому подібні операції повинні виконуватися всіма приймачами одночасно. Реалізація їх програмним способом, за допомогою мікроконтролерів та

мікропроцесорів [14-17] пов'язана з підвищеними вимогами до продуктивності обчислювальних вузлів загального призначення, що в умовах обмежень щодо масогабаритних характеристик, споживаної потужності та ціні кінцевого виробу для цільового класу пристроїв робить такий спосіб обробки даних непридатним.

Відповідно, актуальною є розробка методів, алгоритмів, технічних рішень, спрямованих на скорочення приймальниками обчислювальних витрат на організацію процедур обробки та даних на основі ідентифікаторів.

1.2 Забезпечення систем обробки повідомлень

Для обробки вхідних даних у віддалених приймачах пропонується використовувати перешкодостійке кодування з комбінацією методів аналізу апріорних характеристик повідомлень. Розглянутий алгоритм орієнтований на найскладніший варіант організації розподілених систем: без наявності зворотного каналу зв'язку від приймача до джерела, яким передається квитанція про обробку набору повідомлень. В основі методу лежить необхідність обчислюваного за результатами аналізу каналу зв'язку багаторазового повторення переданих повідомлень. Це знижує ймовірність помилки поділу вступників повідомлень на безліч повідомлень до рівня 10^{-7} , але при цьому може значно знизити пропускну здатність каналу зв'язку та підвищити час обробки повідомлень (через необхідність фіксувати повторення елементів даних).

Метод, орієнтований на передбачення появи повідомлення від джерела, описаний у [19]. Використання статистичного кодування дозволяє формувати повідомлення, які можуть розпізнавати приймачем з схемою передачі достовірністю. Але при цьому в його основі лежить необхідність перебору різних варіантів бітових карток повідомлень для знаходження відповідностей між апріорними характеристиками одержуваного потоку повідомлень та тими, що спостерігаються. При цьому автором не досліджено питання впливу

безлічі джерел повідомлень одне на одне. Формальна теорія обробки множин повідомлень, характеристики яких або невизначені, або визначені частково, наведено в роботі [20]. Тому що будь-яка безліч повідомлень, що несуть певну інформацію, має якісь відрізняючі його від іншої множини характеристики, то використання положень цієї теорії може бути використано в організації засобів обробки повідомлень.

В основі обробки недовизначених даних лежить їхнє довизначення – процес зіставлення характеристик повідомлень деякому заздалегідь визначеному алфавіту характеристик. При цьому код повідомлення (мінімально можливої довжини) і ідентифікатора, що міститься в ньому, повинен дозволяти визначити його. Іншими словами, віднесення повідомлення до однієї з фіксованих множин відбувається, виходячи з результату їх декодування на деякому алфавіті ідентифікаторів множин. В роботі наводиться формальний доказ можливості довизначення (віднесення повідомлення множин) на підставі результатів декодування.

Наступний метод обробки повідомлень передбачає невідомість джерелом реальних статистичних характеристик повідомлень. Ця ситуація ближче до реальних умов передачі, оскільки саме собою формування статистики про повідомлення дасть необхідну точність лише при великій кількості спостережень, яка обумовлена можливістю широкого розкиду спостережуваних характеристик потоків повідомлень у сучасних телекомунікаційних мережах. Тут обґрунтовано необхідну для досягнення цільової достовірності інформаційну надмірність кодерів.

З огляду на відомі алгоритмічні рішення можна зробити висновок про те, що в основі методів передобробки та поділу повідомлень на безлічі, орієнтованих на високу продуктивність, а не достовірність, повинні лежати типові операції кодування інформаційних частин переданих повідомлень та деяких додаткових ідентифікаторів, що додаються до кожного повідомлення для асоціювання його з конкретною безліччю повідомлень.

1.3 Огляд існуючих аналогічних рішень

Якщо розглянути клас інформаційних систем з обмеженим розміром повідомлення, що передається, то розмір полів службової інформації має бути мінімальним, щоб скоротити інформаційну надмірність та підвищити пропускну здатність каналу зв'язку. У таких системах всі витрати, пов'язані з необхідністю зберігання та обробки додаткового обсягу службових даних повинні бути скорочені, особливо для систем з великою кількістю взаємодіючих між собою джерел та приймачів інформації. Відоме рішення для організації схем мережного обміну даними між довільною кількістю пристроїв, що взаємодіють по протоколам з невисокою пропускну здатністю, наприклад, пристроїв Інтернету речей.

Віднесення кожного оброблюваного повідомлення до певної множини відбувається за рахунок кодування кожного пакета в парі взаємодіючих пристроїв на основі деякої ключової послідовності, асоційованої з цією парою. Технічним результатом є можливість достовірного поділу повідомлень на непересічні множини в кожному пристрої за рахунок застосування кодування, яке забезпечує також неможливість обробки неправильно декодованих повідомлень пристроями. В той же час основним його недоліком є те, що достовірність залежить від розміру N додаткових службових полів (ідентифікатора пари пристроїв, що взаємодіє).

Крім того, кодування, що використовується для ізоляції множин повідомлень, саме собою не підвищує зазначену достовірність їх поділу. На відміну від винаходу для управління обробкою даних смузі телевізійного сигналу. У ньому контроль блоків оброблюваної у приймачі інформації здійснюється за результатами кодування даних кодами з низькою щільністю та контролем парності. Досяжна при цьому достовірність поділу кадрів інформації наближається до теоретично визначеного кордону Шенона для каналів зв'язку з перешкодами. Але при цьому множинність джерел даних за високої складності кодування вимагає високої апаратної складності кодерів і

декодерів, що для класів систем, що розглядаються, мається на увазі використання енергоефективних і відносно нескладних за схемотехнічною реалізацією приймачів, виявляється ускладнено.

Відомі спосіб та технічний пристрій для обміну керуючими даними при використанні в інформаційній системі безлічі каналів зв'язку. Для того, щоб не передавати керуючу інформацію з допомогою додаткового каналу управління, оскільки це вимагає використання додаткових ресурсів (додаткових перетворень, додаткових алгоритмів кодування для розширення спектра сигналу) використовується поділ у часі передачі основних даних та додаткової інформації з їх подальшим мультиплексуванням. При невеликому співвідношенні між розміром корисної та службової інформації цей метод дозволяє з досить високою продуктивністю передобробляти повідомлення, поділяючи їх на множини з різними правилами подальшої обробки. В той же час реалізація додаткових логічних каналів передачі даних та додаткової службової інформації вимагатиме ускладнення організації приймачів у частині модуля сполучення з інтерфейсом.

Аналогічні операції кодування використовуються і у винаході для надання переданих ідентифікаційних повідомлень інформації. Перемінна кількість циклів операції скремблювання дозволяє кодувати повідомлення різних джерел. Але для високої швидкості виконання операцій декодування доцільно використовувати комбінаційні схеми, а не кодуючі автомати, оскільки перші дозволяють сформувати контрольні послідовності за один такт роботи кодера. Тобто при синтезі схем попередньої обробки даних на основі ідентифікаторів для забезпечення необхідної продуктивності вибір функцій кодування може відігравати істотну роль. При цьому якщо ми говоримо про обробку повідомлень невеликої довжини, необхідні властивості кодів (рівномірності частоти зустрічі вихідних слів) можуть бути забезпечені використанням досить простих наборів арифметикологічних операцій.

У розробці, яка призначена для використання у системах зв'язку між абонентами та базовими станціями в режимі безлічі входів та безлічі виходів. В основі способу лежить декодування послідовності повідомлень з наступним надсиленням підтвердження прийому в пристрій передачі при успішній передачі. При прийомі наступного повідомлення та при його декодуванні комбінують його як ізольовано, так і з вмістом одного або кількох попередніх повідомлень. Після цього визначають, чи відповідає вся передана група повідомлень останньому декодованому, причому повторне декодування виконують, навіть якщо раніше прийняті передачі вже були успішно декодовані. Якщо результуюча комбінація успішно повторно декодована, формують сигнал успішної передачі в передавальний пристрій, і призначають згадану наступну передачу даних наступного повідомлення, якщо результуюча комбінація не було успішно повторно декодовано. За такої організації знижується необхідний обсяг службової інформації у кожному повідомленні, що підвищує пропускну спроможність каналу зв'язку. При цьому, за рахунок зниження обсягу додаткової службової інформації, на підставі якої проходить декодування повідомлень, при невисокій пропускній можливості каналу зв'язку знижує тривалість повного циклу «передача – прийом - обробка» для кожного повідомлення.

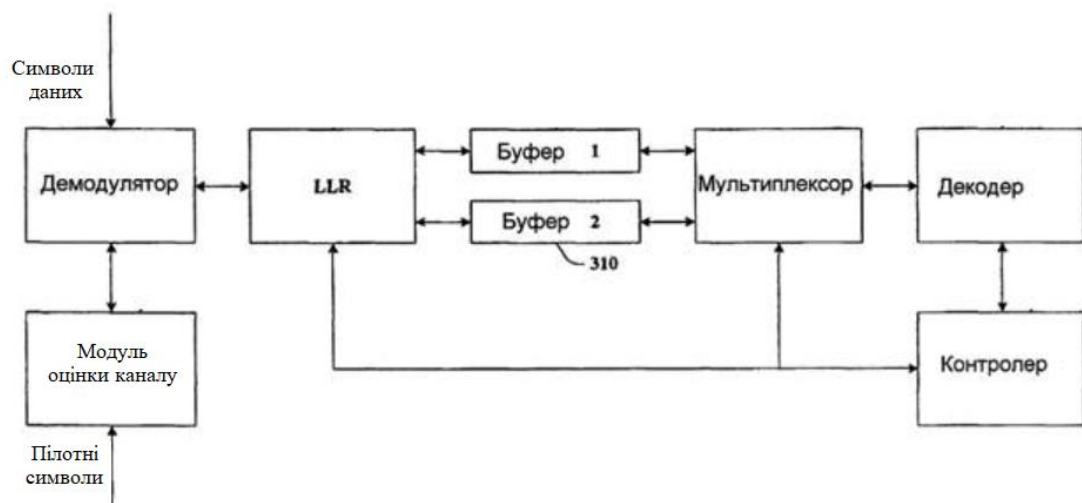


Рисунок 1.1 – Схема взаємодії пристроїв

У той же час, незважаючи на те, що система і орієнтована на роботу приймача повідомлень з безліччю джерел, у розробці не приділено уваги зростання непродуктивних витрат, пов'язаних з перебором попередніх повідомлень для декодування чергового повідомлення. Крім того, зростає апаратна складність реалізації способу приймального модуля в частині організації мультиплексування та числа використовуваних буферів повідомлень.

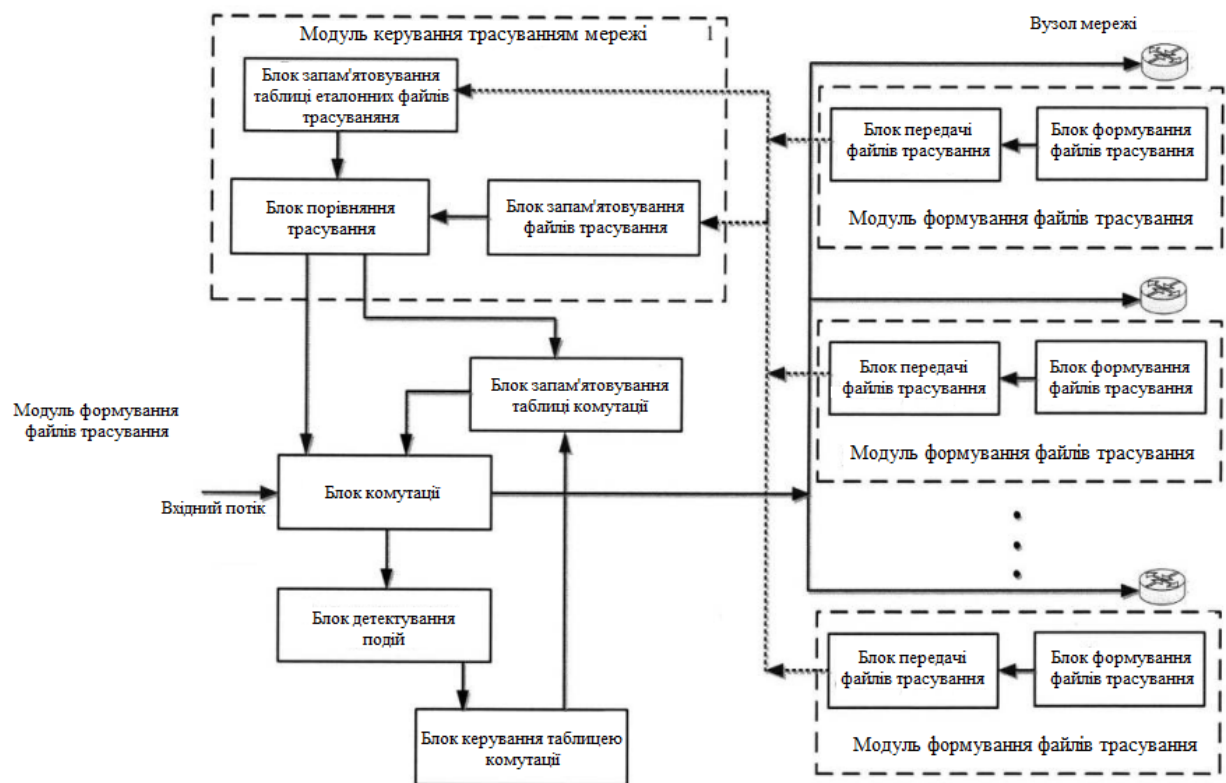


Рисунок 1.2 – Структурна схема для керування потоками даних розподіленої інформаційної системи

У винаходах використаний схожий підхід формування для кожного оброблюваного блоку певної метрики. В першому винаході вона розраховується за допомогою механізму трасування на підставі ідентифікаторів проміжних вузлів, у другому – шляхом кодування даних пакета, що надходить на основі деякої інформації, що атрибутує його

джерело та вміст додаткового службового поля. У першому способі здійснюють перевірку прийнятого набору повідомлень Р у блоці аналізу на дозвіл запитуваної взаємодії з вузлом мережі РІС згідно з таблицею комутації. Розділення набору повідомлень здійснюється відповідно до вмісту цієї таблиці. Далі на вузлі мережі РІС у вузлі додаткового аналізу здійснюють формування поточних файлів трасування на основі виконання програм при доступі користувачів до інформаційних ресурсів та сервісів РІС та передача їх на блок аналізу. На основі наявних еталонних файлів трасування приймається рішення про необхідність внесення змін до таблиці комутації М. Крім того при розбіжності еталонних та поточних файлів трасування здійснюється блокування обробки повідомлень як несанкціонованих. У разі ж їх збігу, повідомлення вважаються санкціонованими та їх передача в відповідний пристрій інформаційної системи продовжується.

Структурна схема пристрою для керування потоками даних розподіленої інформаційної системи, наведеної на рисунку 1.2, складається із взаємопов'язаних між собою блоків комутації, блоку запам'ятовування таблиці комутації (БЗТК), що визначає відповідність між портами підключення до мережі та мережевими адресами, з'єднаними з мережею вузлів мережі, модуля управління трасуванням мережі (МУТМ), що складається з блоку запам'ятовування таблиці еталонних файлів трасування (БЗТЕФТ), що складається з еталонних файлів трасування для всіх санкціонованих користувачів при їх доступі до інформаційних ресурсів та сервісів певних мережеских вузлів розподіленої інформаційної системи, блоку порівняння трасування (БПТ), блоку запам'ятовування файлів трасування (БЗФТ), блоку детектування подій (БДП), блоку управління таблицею комутації (БУТК), модулю формування файлів трасування (МФФТ), що складається з блоку формування файлів трасування (БФФТ), блоку передачі файлів трасування (БПФТ). Пристрій функціонує так, на перший вхід БК надходить набір повідомлень, який за допомогою відповідного керуючого

впливу, і передає на перший вихід, який з'єднаний з вузлами мережі. При доступі до інформаційних ресурсів та сервісів певного мережевого вузла РІС у процесі її функціонування у БФФТ формуються поточний файл трасування, що надходять на вхід БПФТ, а з його виходу на вхід БЗФТ, для подальшого порівняння до БПТ. Після порівняння на БПТ наявних еталонних значень із поточними файлами трасування сформованих при функціонуванні РІС здійснюється видача керуючих впливів на перший, другий виходи, які з'єднані з БК та з БЗТК відповідно. За керуючим впливом, що надходить на вхід БК, при розбіжності поточних та еталонних значень файлів трасування, блокується даний набір повідомлень, а при збігу триває його передача, а також у БЗТК здійснюється зміни таблиці комутації з управління інформаційними потоками.

Обидва описані вище підходи здійснюють передобробку повідомлень на основі ідентифікаторів, що сходять до складу повідомлення. Для методів, орієнтованих на встановлення відповідності набором повідомлень, що надходять до приймача, і безліччю повідомлень з різними правилами їх обробки, в основі яких лежить аналіз ізольованих повідомлень, можна сформулювати основне протиріччя, що полягає у суворій залежності між достовірністю операції обробки повідомлень та розміром додаткових службових полів кожного такого повідомлення. Так як у аналізованому класі інформаційних систем розмір повідомлень обмежений, то висока частка подібної службової інформації знижує не лише пропускну здатність каналів зв'язку, але й швидкість обробки повідомлень, оскільки при невисокій пропускній спроможності час передачі додаткових полів стає порівнянним за тривалістю з часом передобробки повідомлень.

Проблема зниження обчислювальних витрат під час обробки повідомлень за умови невеликого обсягу додаткової інформації вирішується за рахунок перевірки результату декодування даних блоку на основі деякого ключа та перевірки наявності помилок у декодованих даних за рахунок перешкодостійкого кодування. Особливість даного підходу полягає в тому,

що він передбачає невелику кількість взаємодіючих джерел. В іншому випадку потрібно збільшення розміру додаткових полів службових даних (у даному конкретному випадку CRC - кодів) для забезпечення заданого рівня помилок визначення атрибутів блоку першого та другого роду та приймачів.

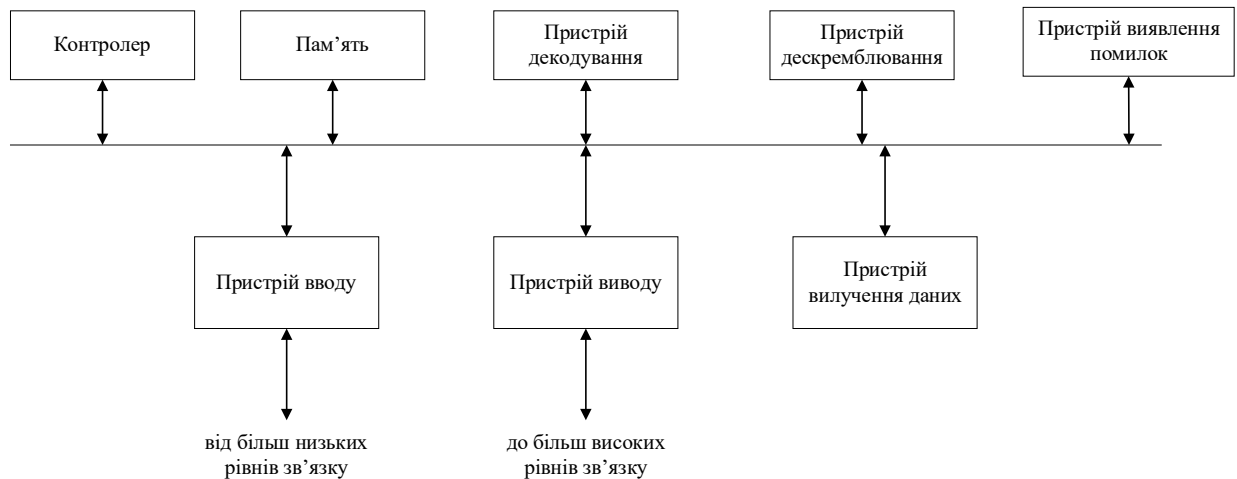


Рисунок 1.3 – Структурна схема пристрою для обробки пакетів даних

Структурну схему пристрою, що реалізує даний спосіб, наведено на рисунку 1.3. Видно, що всі блоки для простоти реалізації, взаємодіють через загальну шину, що, з іншого боку, знижує продуктивність при впровадженні кількох модулів декодування або дескремблювання (у разі, якщо цього вимагає кількість взаємодіючих пристроїв системи, які обмінюються даними один з одним). Крім того, авторами для формування перевірочних кодограм пропонується скремблювання, яке само по собі є хоч і простим, але багато тактовим алгоритмом. При цьому, у випадку обмеженого розміру додаткового поля службової інформації, воно не матиме основних своїх переваг (рівномірність кодування) порівняно із звичайними комбінаційними схемами, реалізує набори логічних функцій над вхідними векторами даних. Зі сказаного вище можна зробити ще один висновок, що підвищення достовірності прийняття рішень про належність повідомлень може бути досягнуто використанням у приймачах цільових інформаційних систем

методів аналізу вхідних повідомлень та формування з множин повідомлень структурованих груп, для яких ймовірність помилкового рішення при рівному обсязі додаткової інформації суттєво нижче.

1.4 Методи реалізації обробки даних на основі ідентифікаторів

Слід зазначити, що технологічні особливості реалізації загальних каналів зв'язку в ряді зазначених вище класів розподілених систем пред'являють жорсткі вимоги щодо розміру блоку, що передається (пакета) даних. Це пов'язано з обмеженнями у пропускій здатності бездротового каналу зв'язку, як у випадку з пристроями Інтернету речей.

Другою причиною обмеження розміру інформації, що передається, є вимога щодо швидкості відгуку керованого пристрою на сформований у вигляді набору команд керуючий вплив. В разі, якщо блоки інформації будуть великі (такі, що кількість переданих блоків даних в одиницю часу незначно відрізнятиметься від числа взаємодіючих у рамках системи пристроїв), передача деякої безлічі повідомлень від джерела до приймача може бути пов'язана з тривалими (щодо тривалості передачі одного повідомлення) інтервалами очікування звільнення каналу зв'язку. При цьому знижується швидкодія процесу управління чи отримання інформації від об'єкта спостереження.

Структуруванню безлічі повідомлень, що надходять у типовий вузол мереж пристроїв Інтернету речей, присвячена робота [20]. Для цього безліч повідомлень структурується на окремі вектори повідомлень, вектори групуються між собою у спеціальну матрицю вхідних даних, та на основі операцій у полях Галуа над нею робиться висновок про коректності формування матриці вхідних даних. В якості ідентифікатора множини виступає якась перевірна матриця, що зберігається у приймачі. При цьому числові характеристики сформованої матриці вхідних даних зберігаються

навіть у разі доповнення їх псевдовипадковими послідовностями. Останнє виробляється задля забезпечення захищеності переданих блоків даних.

Розрахована приймачем метрика дозволяє виділити із вхідного набору повідомлень ті з них, які сформовані за заздалегідь відомими приймачеві та відправнику правилам. Метод по своїй реалізації має багато спільного з відомим режимом зчеплення блоків при кодуванні (англ. Cipher Block Chaining), при якому для кодування одного блоку використовується результат (повністю код блоку або лише його частина) кодування попереднього. Відмінністю є лише те, що масив блоків, що перевіряється, формується відразу, а в режимі зчеплення блоків перевірка відповідності блоку, що додається до множини, відбувається по черзі.

Результатом обох методів є можливість прийняття рішення щодо належності джерела деякого структурованої підмножини з безлічі повідомлень, що надійшли до приймача. При цьому рішення приймається не щодо окремого повідомлення у множині, а щодо всієї групи. Загалом це дозволяє забезпечити більш високу достовірність процедури прийняття рішення про приналежності повідомлення цільовій множині, так як у загальному випадку одного збігу отриманого з вмісту повідомлення та його додаткового службового поля деякої метрики з деяким цільовим значенням недостатньо. Необхідно, щоб її одному цільовому значенню задовольнила метрика, сформована за іншим правилом. Іншими словами, для одного повідомлення з набору даних формується дві метрики: одна, що описує можливість проходження за деяким повідомленням, а друга – можливість бути попередником деякого третього повідомлення у множині.

Описуваний метод орієнтованого виділення множин повідомлень від одного джерела в загальному наборі вступників до приймача повідомлень, а його застосування для безлічі джерел вимагатиме простого збільшення числа обчислювальних блоків та спеціалізованих буферів у приймачу. При цьому кожен такий буфер міститиме в собі повну копію вмісту всіх інформаційних блоків, що надходять. І якщо в разі кількох джерел це

допустимо, то при збільшенні числа джерел даних до кількох десятків і навіть сотень, це призводить до марного витрачання ресурсів.

1.5 Висновки до розділу 1

Взаємодія між собою пристроїв, що функціонують у складі інформаційних систем різного призначення та обміну повідомленнями через загальний канал зв'язку з режимом доступу «поділ за часом» вимагає реалізації в них спеціалізованих методів та алгоритмів для обробки таких повідомлень у складі кінцевого обчислювального обладнання.

Збільшення числа взаємодіючих пристроїв у межах однієї інформаційної системи веде до збільшення непродуктивних витрат, пов'язаних з реалізацією процедур обробки даних.

Низька пропускна здатність деяких каналів зв'язку, використовуваних при організації взаємодії пристроїв, разом з вимогами за часом відгуку пристрою, що викликається, формують вимоги щодо обмеження довжини переданого пристрою за один сеанс блоку команд чи даних. Обмеження розміру одиничного блоку оброблюваних даних обмежує розмір додаткових службових полів, на підставі яких приймач здійснює обробку та поділ на безлічі вхідних повідомлень, що знижує достовірність такої обробки.

Для підвищення достовірності обробки даних на основі ідентифікаторів у відомих рішеннях застосовуються методи, що ґрунтуються на поданні частин інформаційного потоку у вигляді структурованих множин. При цьому обчислювальна складність алгоритмів експоненційно зростає з кількістю оброблюваних кожним приймачів блоків даних

Для зниження обчислювальної складності алгоритмів обробки повідомлень та підвищення продуктивності пристроїв, взаємодіючих за загальним каналом зв'язку з поділом за часом необхідно використання методів, що обмежують кількість аналізованих блоків, паралелізацію

процедур прийняття рішень при обробці та спільне виконання окремих незалежних операцій обробки кожного інформаційного блоку.

Число типових обчислювачів, що реалізують процедури виділення повідомлень цільової множини з усіх вступників до приймача, має бути обмежено вимогами щодо схемотехнічної складності пристроїв і має бути значно меншим від числа джерел, з яким взаємодіє приймач.

Основні підходи до підвищення продуктивності приймачів, що здійснюють обробку даних на основі ідентифікаторів: збільшення відношення часу операції декодування на час операції аналізу результатів декодування, використання для порівняння паралельно працюючих модулів аналізу, використання алгоритмів обробки повідомлень, складність яких забезпечить співвідношення менше складності відомих рішень.

2 МЕТОД ОБРОБКИ ПОВІДОМЛЕНЬ ОБМЕЖЕНОГО РОЗМІРУ

2.1 Організація взаємодії двох пристроїв для обміну повідомлень обмеженої довжини

Для зниження обсягу додаткової службової інформації в блоках даних обмеженого розміру, контроль передачі повинен здійснюватися шляхом обробки інформаційних та службових полів груп повідомлень. У системі, що розглядається, орієнтованій на прискорену обробку повідомлень, взаємодіють джерело та приймач інформації, при цьому приймач має контролювати коректність, автентичність та порядок дотримання всіх вступників повідомлень, ігноруючи ті з них, які видані якимись сторонніми джерелами, і виявляючи можливі помилки під час передачі (рисунок 2.1).

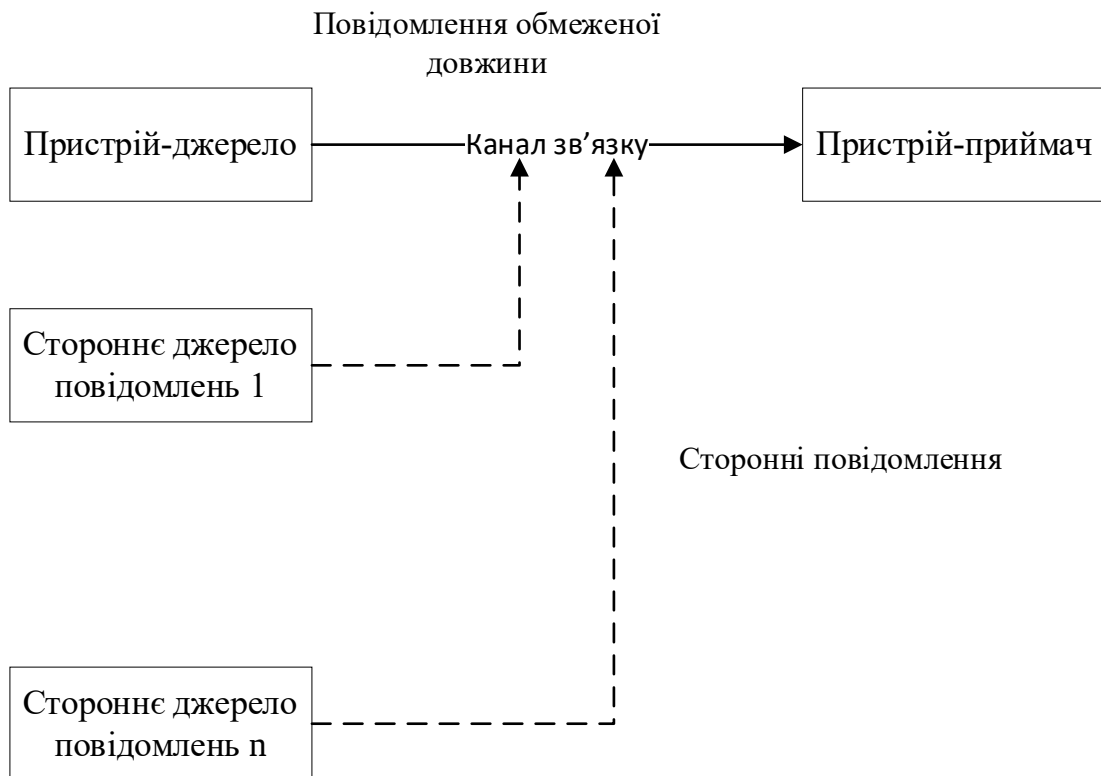


Рисунок 2.1 – Схема взаємодії пристроїв

Кожне повідомлення S_i містить поле ідентифікатора SiC перевірочних даних, в якому міститься кодова послідовність, по якій приймач здійснює перевірку коректності доставки та обробки повідомлення, а також визначає його джерело. Його вмістом є функція наступних даних: Ω^A – ідентифікатора множини повідомлень, вмісту інформаційної частини Si_{inf} попереднього повідомлення, деякого ідентифікатора μ_i повідомлення, що дозволяє його виділити серед усіх повідомлень джерела (визначити його порядковий номер i):

$$S_i^C = F(\Omega^A, S_{i-1}^{inf}, \mu_i) . \quad (2.1)$$

Оскільки основним підходом до скорочення розмірів додаткової службової інформації є перенесення частини інформації про інформаційний потік між пристроями на рівень апіорної інформації, необхідно скоротити розмір ідентифікатора повідомлення μ_i , замінивши його меншою за розміром кодовою послідовністю. Тому формуватимемо на етапі передачі повідомлень із джерела до приймача ланцюжок повідомлень, у межах якого відбувається перевірка їх коректності, цілісності та автентичності. Вважаємо ланцюжки незалежними і непересічними множинами повідомлень. Факт завершення отримання та обробки попереднього ланцюжка та початку обробки поточного вважаємо апіорною інформацією, що встановлюється за результатами аналізу отримання повідомлень та обробки їх ідентифікаторів. Тоді μ_i буде являти собою закодований номер i^P повідомлення у поточному пулі. Вміст SiC можна визначити як конкатенацію двох слів

$$S_i^C = \{F_1(\Omega^A, S_{i-1}^{inf}, i^P) | \mu_i\} = \{F_1(\Omega^A, S_{i-1}^{inf}, i^P) | F_2(\Omega^A, i^P)\} , \quad (2.2)$$

де F_1 – функція формування приймачем імітовставки зі слів S_{i-1}^{inf} і Ω^A (незворотне перетворення); F_2 – виконання приймачем кодування числа i^P на основі слова Ω^A (оборотне перетворення).

Розглянемо ситуацію, за якої приймач отримав до деякого моменту часу ($i^p - 1$) повідомлення від певного джерела в поточному кулі. Для віднесення повідомлення до деякої множини з ідентифікатором Ω^A та визначення його як i -е повідомлення джерела (з урахуванням поділу повідомлень на пули), необхідно виконання наступних рівностей:

$$\left[F_2^{-1}(\Omega^A, \mu_i) = i^p \right] \wedge \left[S_i^C / \mu_i = F_1(\Omega^A, S_{i-1}^{\text{inf}}, i^p) \right], \quad (2.3)$$

де F_2^{-1} – декодування слова μ_i , що виконується приймачем ідентифікатор джерела Ω^A .

Ці перетворення можна виконувати для всіх ідентифікаторів джерел Ω , що зберігаються в базі даних приймача, з якими в даний момент здійснюється обміну інформацією. Результат перетворень з одному ідентифікатору не впливає результат перевірки умови (2.3) для інших. При цьому розрахунок ведеться для відповідних значень Ω та i . Позиція блоку, що надійшов в пулі, визначається вмістом слова μ_i , а належність повідомлення пулу встановлюється виконанням другої частини умови (2.3).

Таким чином, немає необхідності передавати в додаткових службових полях ідентифікатор відправника (або пари відправник – приймач) Ω , який відомий апріорному джерелу повідомлень і приймачеві, а лише меншу за обсягом імітівставку, сформовану на його основі. При цьому існує можливість обчислити належність пулу в момент отримання повідомлення, не чекаючи надходження решти повідомлень, його складових. Оскільки результат обробки службових полів повідомлень формується не для окремого повідомлення, а для пулу повідомлень повністю, то, використовується буферизація отриманих r останніх повідомлень, для яких було виконано умову (2.3). Безліч повідомлень джерела, що зберігаються в буфері, визначиться як:

$$S_i^{\text{буфер } A} = \{ S_{i-1}^A, S_{i-2}^A, \dots, S_{i-r}^A \}. \quad (2.4)$$

При цьому повинна виконуватися умова:

$$S_{i-l}^A \neq S_{i-m}^A, \quad l \neq m, \quad l, m \in \overline{0 \dots r}. \quad (2.5)$$

Підвищення швидкості аналізу полів заголовків та службової інформації у розглянутому методі досягається за рахунок накопичення результатів аналізу повідомлень, що надходять у момент їх прийому, а не після буферизації всього пулу повідомлень. Крім того, варіюючи розмір пулу повідомлень та розмір поля S_i^C перевірочних даних, можна домагатися необхідних показників достовірності визначення джерела повідомлень, достовірності передачі даних та швидкості їх аналізу, на основі спостережуваних параметрів отримання повідомлень.

Розглянемо приклад з рисунку 2.2.



Рисунок 2.2 – Послідовність повідомлень, що отримує приймач

2.2 Впливання помилок на швидкість обробки повідомлень

Після i -го повідомлення цільової множини (повідомлення M_1) приймач отримав повідомлення від іншої множини (повідомлення M_2), потім цільовою безліччю було видано $(i+1)$ та $(i+2)$ повідомлення (повідомлення M_3 та M_4). Після цього знову було отримано стороннє повідомлення (повідомлення M_5). При цьому припустимо, що перевірочні послідовності повідомлень джерела та сторонніх повідомлень виявилися однаковими. Таким чином, приймач формує декілька послідовностей - ланцюжків, які можуть бути розпізнані як повідомлення цільового джерела.

Для визначення аналізованої групи повідомлень, ланцюжок повинен завершуватися перевірним повідомленням, що формується джерелом. Воно являє собою таке ж повідомлення, зі зміненим принципом формування вмісту службового поля – імітовставки зі слів S_i^{inf} та Ω^A (2.2) формується імітівставка зі всіх повідомлень пулу:

$$S_M^C = \left\{ F_1 \left(\Omega^A, S_i^{\text{inf}}, S_{i-1}^{\text{inf}}, \dots, S_{i-M+1}^{\text{inf}}, M \right) \mid F_2 \left(\Omega^A, M \right) \right\}, \quad (2.6)$$

де M – кількість повідомлень в пулі.

Періодичність надсилання подібних перевірочних повідомлень визначається розміром ланцюжка і є також апіорною інформацією як джерела, так приймача. Тому ідентифікатором перевірочного повідомлення є виконання для нього рівності $F_2^{-1}(\Omega^A, \mu_i) = M$, а вміст його інформаційного поля S_i^{inf} може бути представлено черговим повідомленням для приймача. Таким чином відсутня необхідність передавати специфічні стартові та стопові повідомлення, що обмежують пул, які, по-перше, створюють додаткову інформаційну надмірність, не несучи жодної корисної інформації, а по-друге, знижують час обробки повідомлень, оскільки їх очікування та

обробка вимагає від приймачів додаткових витрат часу та обчислювальних ресурсів.

На момент отримання перевірного повідомлення, що обмежує пул, приймач підраховує контрольні суми всіх можливих ланцюжків, які були сформовані з усієї безлічі повідомлень, їм одержаних. Ми розглядаємо буферизацію лише повідомлень, які розглядаються приймачем як видані цільовим пристроєм. При взаємодії приймача з кількома пристроями, аналіз повідомлень для кожного джерела доводиться виробляти незалежно, а дані повинні буферизуватись в окремому незалежному буфері.

До отримання перевірного повідомлення, у буфері приймача повинні зберігатися всі повідомлення, що надійшли до нього з останнього перевіреного та верифікованого пулу, а також номери повідомлень у буфері, що утворюють ланцюжки, а також задовольняють умові (2.3). Подібна непряма індексація знижує витрати оперативної пам'яті за рахунок відмови від зберігання лише адрес повідомлень, що становлять ланцюжок.

Довжини сформованих ланцюжків, які підлягають перевірці, повинні дорівнювати числу M . Статус повідомлень ланцюжка встановлюється після перевірки вмісту отриманих приймачем повідомлень за умовою (2.6). При цьому можливі такі ситуації:

- умова (2.6) була виконана для одного ланцюжка і була сформовано лише один ланцюжок. Тоді саме цей ланцюжок визнається ланцюжком повідомлень джерела. Якщо повідомлення були опрацьовані, то не потрібно переопитування всього пулу і повернення до точки початку його обробки;

- умова (2.6) була виконана для одного ланцюжка, але в приймачі сформовано кілька ланцюжків. Ланцюжок визнається ланцюжком повідомлень джерела та передається на обробку, буфер повідомлень очищується від повідомлень переданого на обробку ланцюжка. Для повідомлень, що залишилися, відбувається перебудова ланцюжків;

- умова (2.6) була виконана для кількох ланцюжків, і вони не утворюють ізоморфні множини. У цьому випадку на підставі

запропонованого методу неможливо ухвалити рішення про джерело повідомлення, що надходять, і необхідна повторна передача джерелом всього поточного пулу повідомлень. Буфер повідомлень очищується;

- умова (2.6) не була виконана для жодного з ланцюжків. Це означає або помилку при обробці перевірного повідомлення, або можливі помилки в каналі зв'язку, що призвели до виникнення помилок в вміст полів повідомлень. У будь-якому випадку буфер повідомлень повинен бути чистим, а весь пул повідомлень перезапитаний заново.

2.3 Особливості буферизації повідомлень

При буферизації повідомлень, що надходять, додатково до умови (2.3) можна вводити умови, що обмежують надходження до буфера приймача повідомлень, і, як наслідок, знижують число сторонніх повідомлень у ньому і зменшують кількість сторонніх ланцюжків (що саме по собі дозволяє передавати повідомлення на обробку до надходження перевірного), тим самим знижуючи ймовірність виконання умови (2.6) для більш ніж одного ланцюжка.

Умовою обмеження запису в буфер може бути співвідношення між результатами функції $F_2^{-1}(\Omega^A, \mu_i)$ у виразі (2.3) та максимальним числом m , обчисленим для всіх порядкових номерів повідомлень у пулі:

$$m = \max \left(F_2^{-1} \left(\Omega^A, \mu_s \right) \right), S \in U, \quad (2.7)$$

де U – безліч буферизованих повідомлень. Тоді умовою запису повідомлення буде умова:

$$\max (0, m - a^L) \leq F_2^{-1} \left(\Omega^A, \mu_s \right) \leq \min (M, m + a^R), \quad (2.8)$$

де a^L і a^R – обмежені константи, які залежать від умов передачі повідомлень та можливості виникнення помилок порушення їхньої черговості.

Якщо порядковий номер повідомлення не потрапляє в інтервал, вказаний нерівністю, таке повідомлення ігнорується. Введення цієї умови дозволяє за рахунок варіювання параметрів a^L і a^R домагатися зниження числа оброблюваних і буферизованих блоків, підвищуючи швидкодію приймачів пристроїв, що виконують аналіз атрибутивної інформації у повідомленнях, розмір поля якої не дозволяє повністю описати атрибути повідомлення.

У випадку, якщо $a^L = a^R = M$, у буфер записуються всі повідомлення, які надходять, що пройшли перевірку за умовою (2.3). Це необхідно у разі можливого порушення чергування повідомлень, виникнення тривалих затримок при їх передачі каналами зв'язку, що відбувається при множинному виборі варіантів доставки повідомлень із джерела в приймач.

2.3 Апаратна реалізація

Якщо розглянути реалізацію перевірки умови (2.3), вона відбувається у два етапи: на першому відбувається визначення позиції повідомлення в пулі, а на другому – перевірка його включення до ланцюжка. Тут слід зазначити, що включення в ланцюжок можливе не тільки шляхом додавання поточного до останнього повідомлення, що знаходиться в ланцюжку, що має порядковий номер у пулі на одиницю менше, ніж результат виразу $F_2^{-1}(\Omega^A, \mu_s)$, обчислений для поточного оброблюваного повідомлення. У цьому випадку кількість виконань операцій перевірки другої частини умови і потужності підмножини $U_{i^p-1} \subset U$ повідомлень, буферизованих приймачем на момент отримання чергового повідомлення, номер яких у пулі визначено як $i^p - 1$. Окрім того, крім виконання операцій порівняння, буде необхідно виконати таку ж кількість операцій читання з буфера вмісту інформаційних частин S_i^{inf} , які беруть участь у формуванні послідовності S^C (вираз (2.1)).

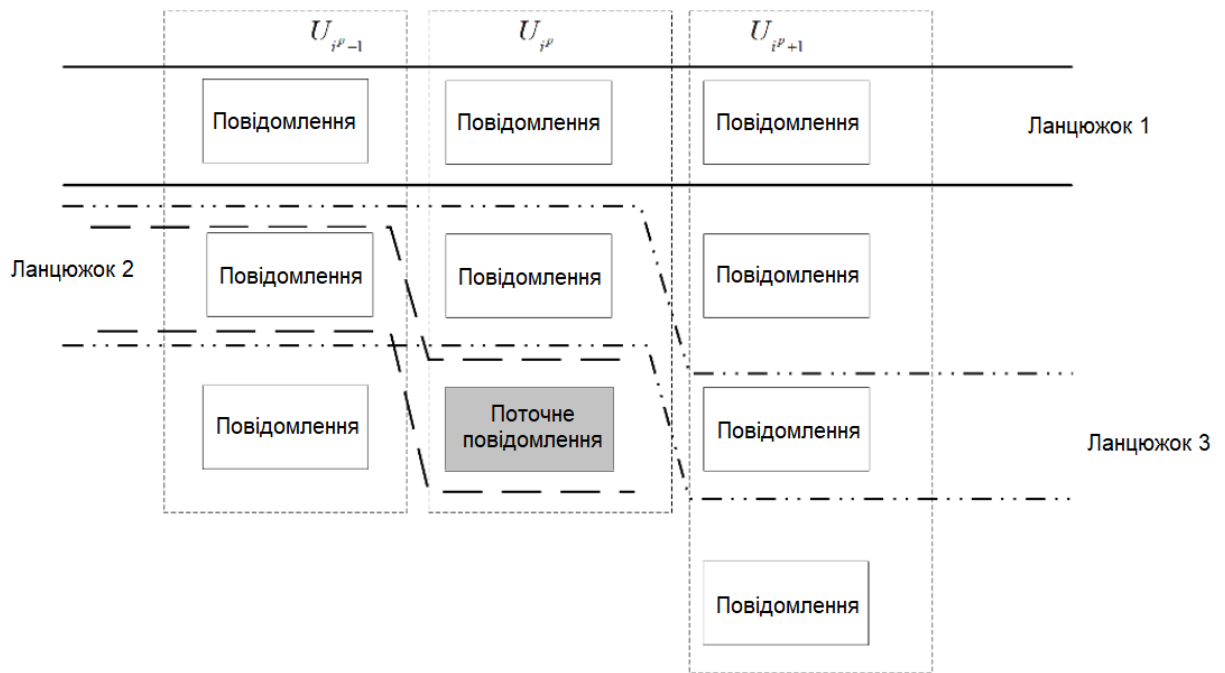


Рисунок 2.3 – Включення повідомлення до ланцюжка

У той же час можливе додавання повідомлення до ланцюжка шляхом приєднання до повідомлення з порядковим номером на одиницю перевищує результат виразу $F_2^{-1}(\Omega^A, \mu_s)$ (рисунок 2.3). Це дає додатково ще $|U_{i^p+1}|$, $U_{i^p-1} \subset U$ операцій порівняння та вибору з оперативну пам'ять. З урахуванням того, що потужності множин U_{i^p-1} і U_{i^p+1} є випадковими величини, які залежать від розрядності кодової послідовності μ_i , то та трудомісткість алгоритму формування ланцюжків для їх подальшої верифікації перевірним повідомленням не детермінована, а випадкова величина, оцінку якої необхідно проводити за допомогою математичного апарату теорії ймовірностей та теорії випадкових процесів.

Результатом є необхідність організації буферної пам'яті таким чином, щоб забезпечити підвищення швидкості виконання операцій аналізу повідомлень за помірних витрат оперативної пам'яті. Як було зазначено вище, для цього необхідна непряма адресація повідомлень, що буферизуються: всі, повідомлення, що надходять, зберігаються в довільному порядку в основній буферній пам'яті (ОБП), а їх адреси - в окремій пам'яті

адрес повідомлень (ПАС). При цьому для підвищення швидкості вибору адрес з ПАС пропонується організовувати її у вигляді матриці, коли адреса повідомлення представляє собою дві незалежні частини: порядковий номер ір повідомлення в пулі та порядковий номер повідомлення у множині U_i^p (рисунок 2.4).

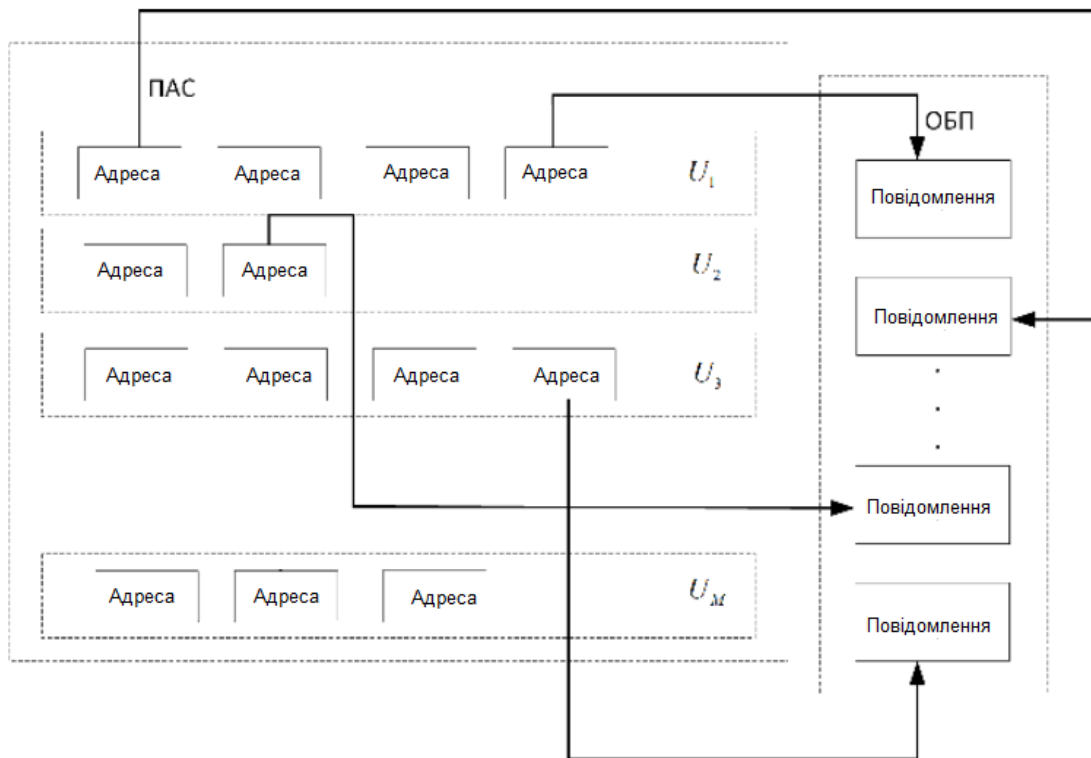


Рисунок 2.4 – Непряма адресація повідомлень у буферній пам'яті

Оскільки звернення до пам'яті за часом значно перевищує швидкість вибору даних із внутрішніх регістрів сучасних мікроелектронних пристроїв, то ПАС доцільно реалізовувати як набір внутрішніх регістрів. Але подібна організація обмежує розмір ПАС, насамперед, у максимальному розмірі множини U_i^p .

Як було описано вище, аналізований підхід до обробки вхідних даних, передбачає формування деякої динамічної структури для кожної множини повідомлень в окремому блоці ПАС. У зв'язку з цим, при синтезі приймачів, постає питання про необхідну кількість таких незалежних блоків ПАС, яке,

має бути менше, ніж кількість даних джерел, які формують. Для скорочення числа таких блоків слід врахувати характер формування та передачі даних аналізованим класом пристроїв [8,20]. Їм характерні періоди високої інтенсивності формування даних, що перемежуються тривалими періодами неактивності. При цьому співвідношення між тривалістю періодів активності та неактивності може досягати значень 10 – 100. Це є передумовою до зниження у відповідну кількість разів кількості блоків ПАС, так як у кожен момент часу формувати безліч повідомлень буде лише обмежена кількість джерел.

Для того, щоб кожне повідомлення, що надходить до приймача, не ініціювало формування нового пулу повідомлень, асоційованого з тим джерелом, до якого надійшло повідомлення явно не належить, відповідно, і вимагало виділення собі блоку ПАС, до нього застосовують граничне правило (2.8) з параметром $a^R = 2$. В результаті повідомлення, що надходить, може бути віднесено тільки до обмеженої безлічі повідомлень, а ініціювати виділення пам'яті під ПАС будуть лише перші повідомлення кожного пулу.

Тобто формулюється вимога щодо структурно-функціональної організації приймача та принципів його функціонування, яке полягає в тому, що приймач повинен для кожної множини зберігати деякий ідентифікатор, що описує статус цієї множини: «активно», тобто відповідне джерело повідомлень такої множини формує і передає в канал зв'язку дані, та «неактивно», тобто після отримання останнього ланцюжка повідомлення від нього не передавалися.

На підставі сказаного вище можна описати основні підходи до обробки повідомлень. Всі повідомлення, що надходять у пристрій, є сукупністю множин повідомлень з різними, суворо індивідуальними для кожної множини правилами подальшої обробки різноманітних джерел. Кожна множина складається з повідомлень, кодованих на підставі деякого ідентифікатора даної множини Ω^A . Повідомлення складається з інформаційного поля та службових полів.

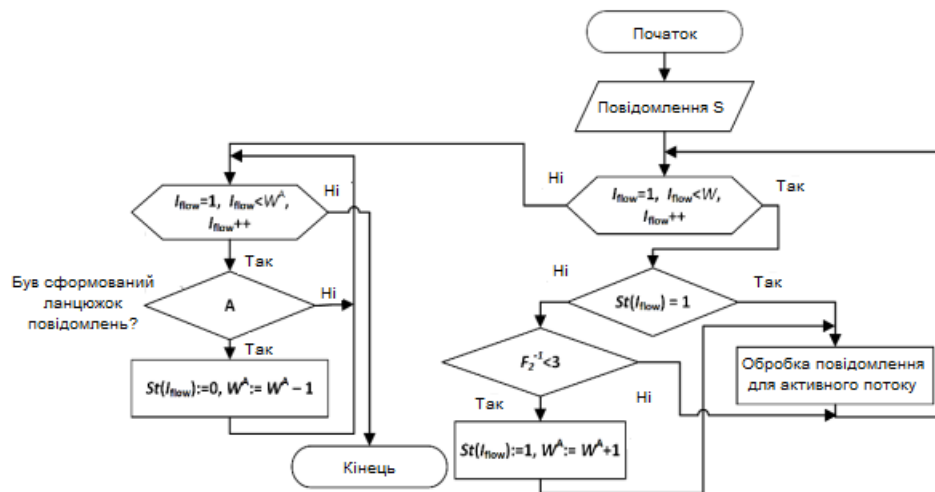


Рисунок 2.5 – Блок-схема алгоритм управління статусами множин повідомлень

2.4 Формалізація розробленого методу

У множині повідомлень від джерела виділяються граничні повідомлення, що йдуть з певною частотою, відрізняються використанням алгоритмом формування вмісту службових полів. Вони відокремлюють один від одного ланцюжки повідомлень однієї множини, що послідовно надходять в кінцевий пристрій. Для кожної множини, що виділяється, в приймачі зберігається його ідентифікатор Ω^A і максимальний номер повідомлень m , які можуть бути віднесені до даної множини, отримані з моменту надходження такого граничного повідомлення.

Основні етапи обробки даних на основі ідентифікаторів, мають обмежений розмір.

Кожній безлічі повідомлень надають статус "аналізується" або "неактивне". Повідомлення перевіряються на приналежність лише до множин зі статусом «аналізується».

Для кожного повідомлення, що надходить у пристрій, здійснюється операція його декодування з використанням безлічі ідентифікаторів.

Результат перевірки вмісту повідомлення за умовою (2.3) відносить його до певного ланцюжка кожної множини зі статусом «аналізується».

Результат перевірки декодованого номера повідомлення переводить безліч зі стану «неактивний» у стан «аналізований».

Якщо для деякої множини зі стану «аналізований» отримано граничне повідомлення та сформовано єдиний ланцюжок повідомлень, то весь такий ланцюжок відноситься до даної множини, а безлічі надають статус «неактивне», що виключає його з аналізу при передобробці даних та зменшує кількість операцій декодування повідомлень, що надходять.

Як впливає з опису основних етапів методу управління обробкою даних, приймач, отримавши чергове повідомлення, повинен визначити, в який ланцюжок повідомлень активних множин воно буде додано, а також, можливо, активізувати нову множину у випадку, якщо це необхідно. Реалізуються ці операції незалежно одна від одної, їх результат аж ніяк не впливає на результат іншої операції. Тому у рамках цієї роботи синтезовано два окремих алгоритми прийняття рішень за результатами аналізу вмісту повідомлення.

2.5 Алгоритм незворотного перетворення

В якості функції незворотного перетворення ми досліджували кілька типових функцій: просте хешування шляхом знаходження залишку від розподілу числа на деяку основу; хешування шляхом знаходження залишку від розподілу ступеня числа на деяку основу; варіативні зсуви: зсуви вправо чи вліво даних у залежності від вмісту певного розряду; побітові операції над вхідними словами в різних варіантах.

В якості вимог до функцій пред'являлися рівномірність частоти зустрічі вихідних слів на всьому наборі значень слів вхідних та простота апаратної реалізації. У цих аспектах найкращий результат показав четвертий тип функцій, який, як і інші три, дає високу ентропію вихідних слів, але при

цьому функції цього типу єдині, які можна виконати на типових логічних елементах за один такт машинного часу. Тобто вони не вимагають ітеративності, при якій вхідні дані для чергового кроку використовують результат, отриманий на попередньому кроці.

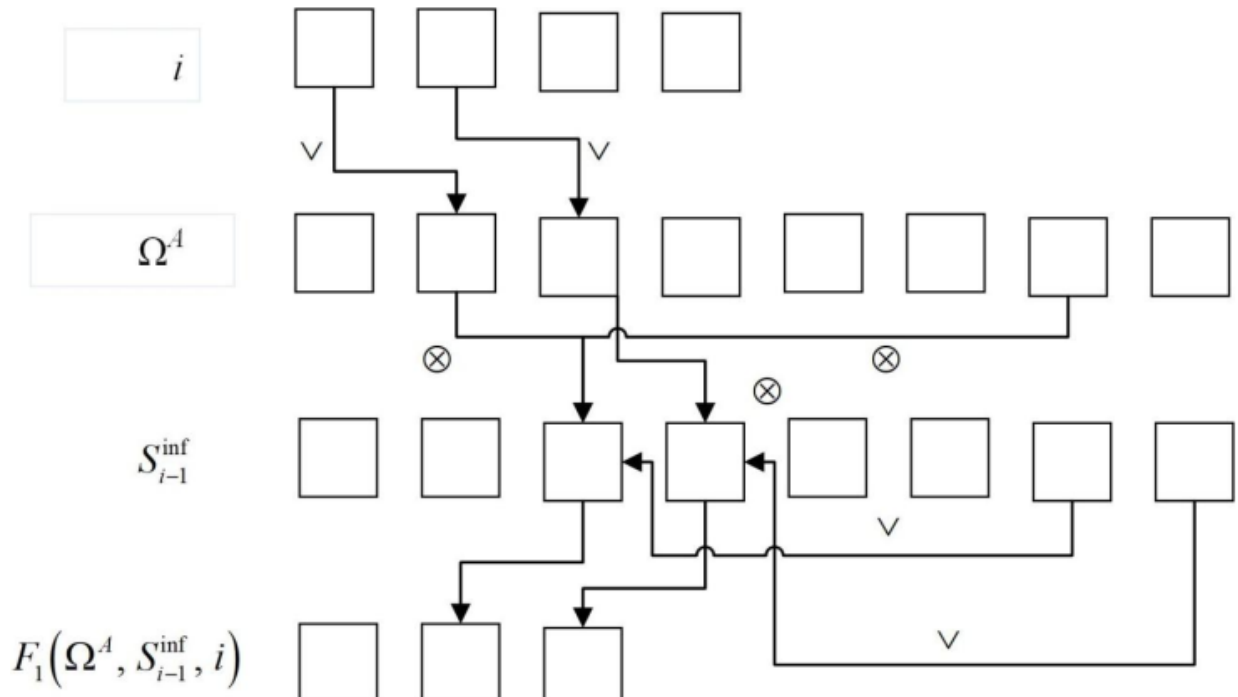


Рисунок 2.6 – Схема виконання незворотного перетворення над даними

У цій роботі ми використовували комбінації операцій кон'юнкції та виключає АБО над бітами слів Ω^A , S_i^{inf} та i (рисунок 2.6).

2.6 Висновки до розділу 2

Розроблено метод обробки даних на основі ідентифікаторів, вступників до приймача, орієнтований для обробки повідомлень обмеженої довжини, заснований на зіставленні результатів перетворень над вмістом полів повідомлень, що надходять, результатами перетворень над вмістом полів повідомлень, надійшли раніше, що дозволяє синтезувати алгоритми обробки повідомлень та приймачі даних для елементів та пристроїв обчислювальної

техніки та систем управління, що володіють необхідними показниками швидкодії та достовірності визначення джерела. Запропоновано організацію зберігання повідомлень, що надходять, та результатів виконання перетворень з них, що дозволяє зменшити необхідний обсяг оперативної пам'яті приймача рахунок непрямої адресації повідомлень, що буферизуються в ній, та зменшити час виконання операцій аналізу надходить повідомлення рахунок зменшення числа звернень до оперативної пам'яті.

3 РОЗРОБКА СТРУКТУРИ СПЕЦІАЛІЗОВАНОГО ПРИСТРОЮ

3.1 Основні функції пристрою

Для виконання свого основного завдання – поділу повідомлень, що поступають, та подальшу передачу їх в обробку, пристрій повинен виконувати ряд функцій:

- прийом повідомлення та запис його у внутрішню буферну пам'ять вільною адресою (припускаємо, що всі повідомлення, що надходять однакової довжини);
- зберігання в пам'яті всіх ідентифікаторів усіх формованих множин (активних та неактивних);
- декодування повідомлення, що надійшло, та визначення можливості віднесення його до безлічі (включення його в аналізовані ланцюжка або активація неактивної множини);
- формування вмісту пам'яті адрес секторів (ПАС) в кожному модулі, що здійснює формування цільової множини повідомлень;
- аналіз вмісту ПАС незалежними обчислювачами та формування та аналіз ланцюжків повідомлень – передача на обробку безлічі повідомлень, асоційованих з конкретним безліччю повідомлень.

З перерахованих вище функцій впливає ряд особливостей, які повинні бути враховані під час синтезу структурно-функціональної організації пристрої спеціалізованого пристрою обробки даних на основі ідентифікаторів (СПДОІ). По-перше, буферизація повідомлень, відбувається в довільних областях буферної пам'яті, отже, при передачі на обробку відбувається звільнення відповідних областей буферної пам'яті та її фрагментація. Це формулює необхідність реалізації спеціальної схеми управління зайнятим адресним простором буферної пам'яті, яка при відносно невеликій кількості елементарних блоків може бути реалізована за

допомогою бітової карти. По-друге, повідомлення перевіряється на належність кожній множині, що має статус «аналізується». Так як аналізується не саме повідомлення, а вміст ПАС (у тій частині, що містить кодовані описувачі повідомлень), то виникає можливість реалізації такої перевірки у незалежних асинхронно працюючих обчислювальних модулів.

Асинхронність дозволить виключити етапи очікування одними модулями завершення виконання операцій іншими. По-третє, під час роботи таких модулів процедури запису даних у ПАС та формування ланцюжків повідомлень можуть бути реалізовані в паралельному режимі, оскільки процес формування ланцюжків не призводить до зміни структури та вмісту ПАС.

3.2 Структурна схема

Синтез структурної організації виконано на основі сформульованих вище основних функцій пристрою та описаних у розділі 2 принципів організації буферизації повідомлень, формування та аналізу ланцюжків повідомлень на основі аналізу вмісту службових полів повідомлень.

Повідомлення проходить передобробку, буферизується, адреси їх зберігаються в реєстровій пам'яті незалежних блоків, вміст полів аналізується, формуються ланцюжки повідомлень. Структурна схема у СПДОІ наведена на рисунку 3.1, де суцільною лінією показані напрямки передачі даних, пунктирної – керуючих та інформаційних сигналів.

Блоки пристрою обмінюються даними по двох внутрішніх шинах: шині адреси та шині даних повідомлення. Призначення структурних блоків СПДОІ: мікропрограмний пристрій керування (МПК) керує взаємодією всіх блоків пристрою через внутрішні шини, разом з блоком передобробки повідомлень здійснює управління роботою блоків аналізу повідомлень, закріплюючи за ними функції визначення приналежності повідомлень конкретній множині.

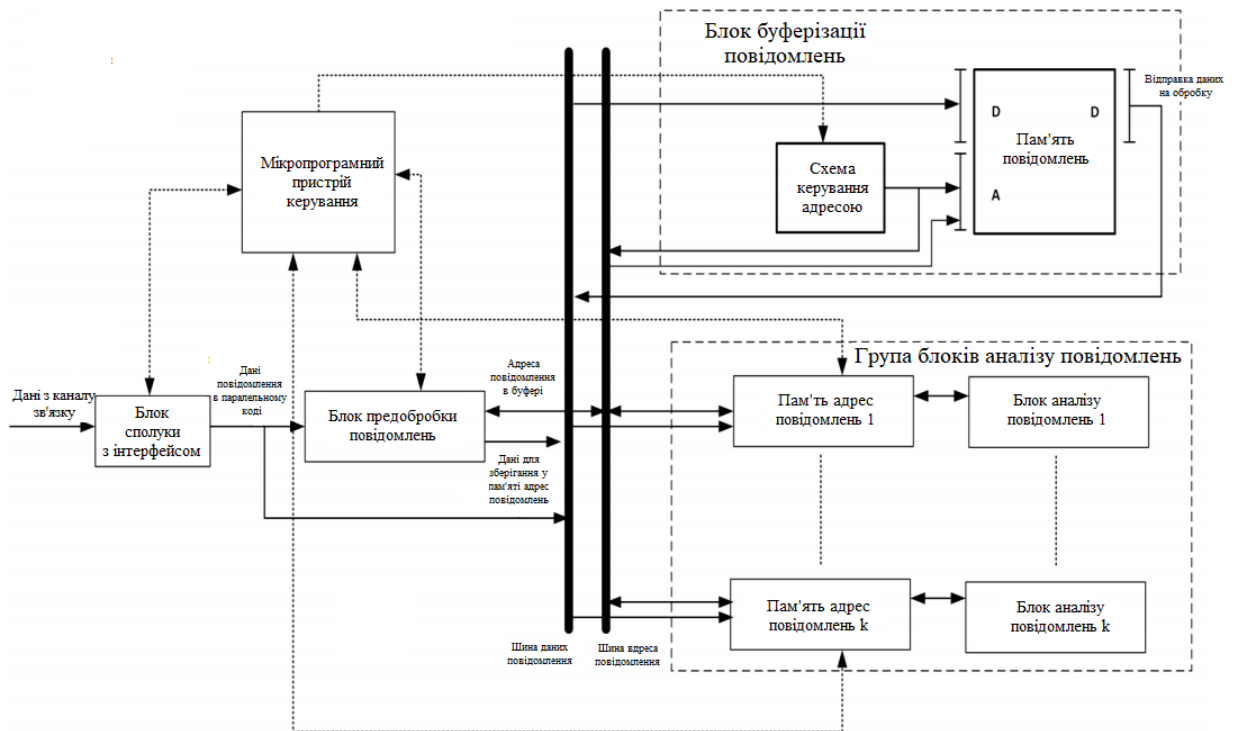


Рисунок 3.1 – Структурна схема спеціалізованого пристрою управління обробки даних на основі ідентифікаторів

Реалізується як цифровий автомат, що виконує мікропрограму, записану в внутрішній ПЗП, що опитує кінцеву безліч прапорів, що встановлюються відповідним блоками СПДОІ. Крім цього, МПК забезпечує синхронізацію роботи незалежних модулів СПДОІ. Блок сполучення з інтерфейсом забезпечує отримання сигналу з каналу зв'язку та перетворення його на паралельний код одиничного повідомлення, придатний для обробки вузлами СПДОІ.

На нього ж покладаються завдання виконання передбачених протоколами операцій канального та завадостійкого кодування. Його структура багато в чому залежить від типу використовуваного інтерфейсу. Блок буферизації повідомлень складається з ОЗП пам'яті повідомлень та схеми управління адресами, що забезпечує формування адреси для чергового записуваного в буфер повідомлення, а також підтримка бітової карти зайнятих областей пам'яті повідомлень. Декілька незалежних блоків аналізу

повідомлень, що підключаються до загальної шини, що забезпечують формування вмісту внутрішньої реєстрової пам'яті адрес повідомлень для конкретної множини та подальшу обробку цього вмісту та формування ланцюжків повідомлень у внутрішній реєстровій пам'яті. Після чого адреси ланцюжка повідомлень передаються на шину адреси та відбувається формування безлічі повідомлень, сформованих одним джерелом.

Функціональна схема блоку попередньої обробки повідомлень, що відповідає за декодування вмісту службового поля S^C відповідно до ідентифікаторів множини наведена на рисунку 4.2.

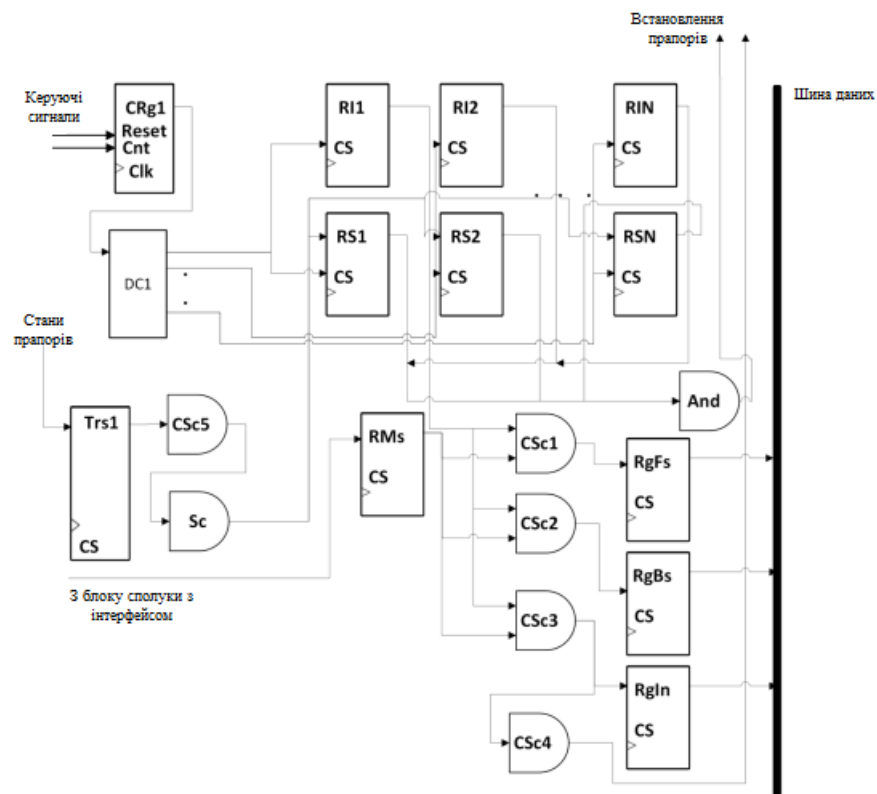


Рисунок 4.2 – Функціональна схема блоку передобробки повідомлень

Повідомлення надходить з блоку сполучення з інтерфейсом в регістр RMs. Далі, відповідно до алгоритму управління станами множин, що вважає регістр CRg1 по сигналах керуючих від МПК починає перебір статусів усіх множин, з якими працює проектуване СПДОІ. Ідентифікатори множин

зберігаються в регістрах $RI1...RIN$, а описники статусу – у регістрах $RS1...RSN$. Під описувачем статусу розуміється двійковий код номера блоку аналізу повідомлень, який перевіряє буферизовані повідомлення на належність даному безліч.

При рівності описувача нулю множина має статус "неактивне". Для підвищення швидкості відпрацювання статусу елемент I виробляє побітову кон'юнкцію коду статусу та формування сигналу, встановлює відповідний прапор МПК. Код статусу також формує вміст кількох прапорів МПК, що необхідно для операцій зміни статусу множини, тому аналіз таких кодів може провадитися не за один такт. Лічильник $CRg1$ послідовно формує код опитуваних регістрів, які через дешифратор DC надходять на входи CS відповідних регістрів. На підставі вмісту регістру ідентифікатора множини та коду повідомлення комбінаційні схеми $CSs1$, $CSs2$, $CSs3$ формують результат обчислення виразу $F_1(\Omega^A, S_i^{inf}, i^p + 1)$ слово C , та код номера повідомлення в пулі (2.3), які записуються відповідно до регістру $RgFs$, $RgBs$, $RgIn$, а потім видаються на шину даних для запису на згадку про адреси секторів відповідного блоку аналізу повідомлень. Крім того, схема $CSs3$ перевіряє умову F_2 для поточної множини. При зміні статусу множини з «неактивне» на «аналізоване» у відповідний регістр RS необхідно записати код блоку аналізу повідомлень, який буде призначений на обслуговування цієї множини. Регістр $Trs1$ зберігає копії прапорів МПР, що описують стани відповідних блоків аналізу («1» - блок обробляє безліч, «0» - блок простоє). Комбінаційна схема $CSs5$ формує з цього унарного коду двійковий код наймолодшого нульового розряду (мінімальний номер простоючого блоку аналізу), який може бути записаний у відповідний регістр статусу RS , вибраний за вмістом лічильника $CRg1$.

Функціональна схема блоку буферизації повідомлень, що відповідає за збереження даних повідомлення, що надходить, та вилучення їх на запит, наведена на рисунку 3.3. Цей блок виконує два незалежні завдання: при вилученні даних із буфера адреса з шини адреси надходить у регістр адреси

RA1 і дешифратор DC. Після виконання читання даних з оперативної пам'яті RAM у регістрі бітової карти зайнятих областей RFS біт, який обраний сигналами з DC надходить назад на вхід Rfs, але вже із нульовим значенням. Таким чином, при прочитанні даних із буфера область позначається як незайнята.

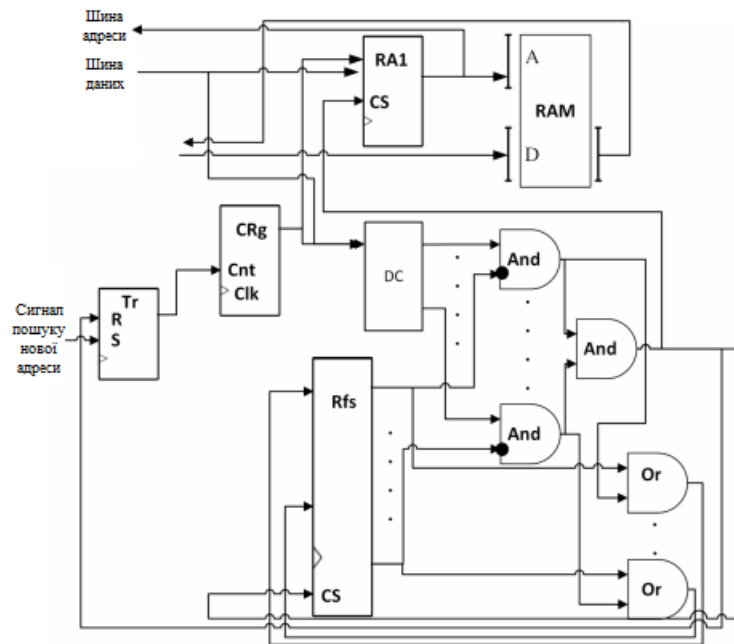


Рисунок 3.3 – Функціональна схема блоку буферизації повідомлень

При записі даних повідомлення в буфер відбувається пошук першої вільної області пам'яті (біт якої в бітовій карті Rfs нульовий). Для цього регістр CRg за наявності на його вході Cnt сигналу логічного «1» послідовно формує адреси областей пам'яті. Дешифратор DC за цими адресами опитує стан бітової карти через логічні елементи з одним інверсним входом. У разі якщо опитуваний біт дорівнює «0» на виході об'єднуючого елемента І з'явиться сигнал логічної "1", який скине RS-тригер Tr в "0", тим самим зупинивши роботу лічильника CRg. Відновлення лічильника відбудеться тільки при надходженні сигналу пошуку нової адреси, яка встановить цей тригер в «1», активувавши цим лічильник. Крім цього, за сигналу «1» з виході елемента І поточний стан регістру CRg буде записано в регістр адреси

RA1, що забезпечить запис даних в незайняту область RAM. У регістр Rfs буде перезаписано його вміст з тим лише відмінністю, що біт за адресою, що зберігається в CRg, буде встановлений в «1» системою логічних елементів АБО. Таким чином, вільна область пам'яті RAM, в яку були записані дані з шини даних буде позначена як зайнята (одиницею в бітовій карті). Сама адреса, за якою був зроблений запис, буде видано на шину адреси.

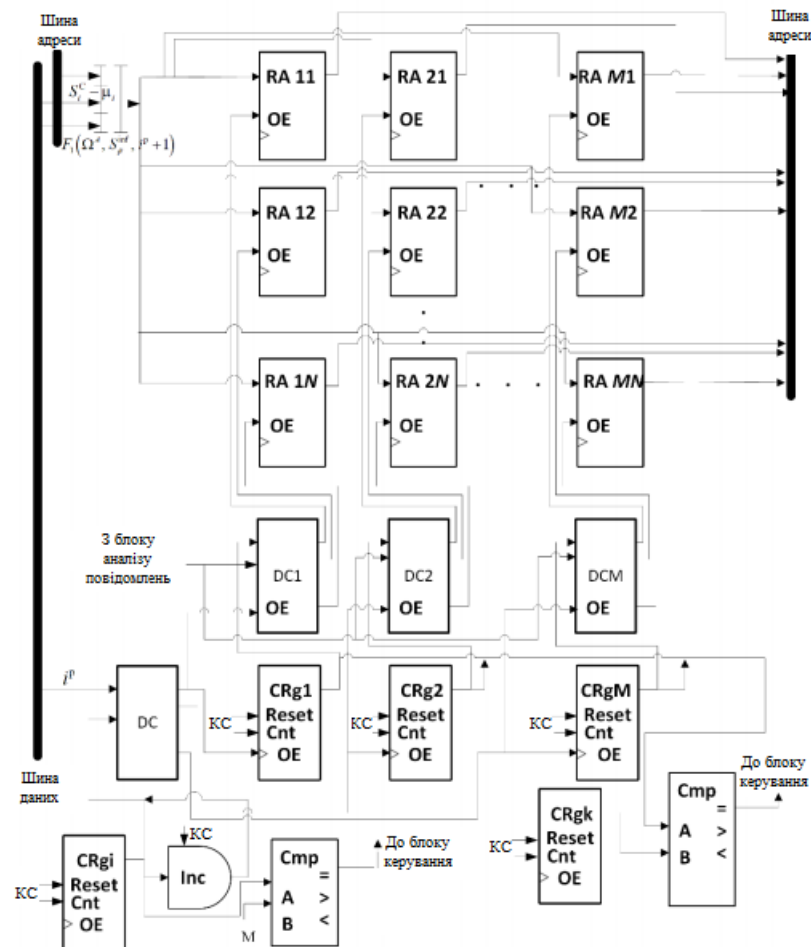


Рисунок 3.4 – Функціональна схема пам'яті адрес

Функціональна схема одного блоку пам'яті адрес повідомлень, працюючого у зв'язці з одним блоком аналізу повідомлень, наведена на рисунку 3.4. В основі своєї представляє матрицю регістрів M на N в які записується адреса з шини адреси, а також слова $F_1(\Omega^A, S_{ip}^{inf}, i^p + 1)$ та $C Si i - \mu$ (див. п. 2.2.2) з шини даних. Частина є адресою повідомлення може бути

сформована на шині адреси. Вибір регістру, який здійснюється запис або з якого здійснюється читання відбувається за сигналом від дешифраторів DC 1 - DCM, на які надходить двійковий номер регістру або блоку аналізу повідомлень (при читанні даних), або з регістрів CRg 1 – CRgM. У цих регістрах зберігається кількість зайнятих регістрів у відповідних стовпцях матриці регістрів. При надходженні номера повідомлення в ланцюжку ір (з шини даних від блоку передобробки або з регістра CRgi, що вважає, на дешифратор DC на його виходах формується унарний код стовпця, до якого буде відбуватиметься доступ. За цим сигналом відбувається вибір одного з рахують регістрів CRg 1 – CRgM та інкрементація його вмісту, а також вибір одного з дешифраторів DC 1 – DCM, унарний код із виходів якого вибиратиме конкретний регістр матриці регістрів.

3.3 Висновки до розділу 3

Реалізовано структурно-функціональну схему спеціалізованого обчислювального пристрою даних на основі ідентифікаторів обмеженої довжини, що відрізняється виконанням тривалих за часом операцій декодування повідомлень та коротких операцій порівняння вмісту додаткових полів у незалежних паралельно працюючих модулях. Таке розпаралелювання підвищує продуктивність пристрою, виражену серед операцій обробки повідомлень за одиницю часу, на 15 – 35 % порівняно з аналогами, реалізує обробку на основі порівнянь, що виконуються безпосередньо після декодування повідомлень.

ВИСНОВКИ

У ході підготовки кваліфікаційної роботи проведено огляд сучасних методів, алгоритмів та технічних рішень обробки даних на основі їх ідентифікаторів, визначено основні функції спеціалізованого пристрою обробки даних на основі ідентифікаторів та принципи його організації, що забезпечують реалізацію в ньому розробленого методу та розглянутих алгоритмів. Синтезована структурно-функціональна схема спеціалізованого пристрою обробки даних на основі ідентифікаторів, що відрізняється виконанням передобробки повідомлень та формуванню ланцюжків їх описників у незалежних паралельно працюючих блоках.

ПЕРЕЛІК ДЖЕРЕЛ ПОСИЛАННЯ

1. Чернецова Є.А. Системи та мережі передачі інформації. Частина 1. Телекомунікаційні мережі. - СПб.: РДДМУ, 2013. - 244.
2. Merschbrock, Christoph and Munkvold, Bjørn Erik A Research Review on Building Information Modeling in Construction—An Area Ripe for IS Research // Communications of the Association for Information Systems: Vol. 31 , Article 10. DOI: 10.17705/1CAIS.03110.
3. Penttilä, H. Describing the changes in architectural information technology to understand design complexity and free-form architectural вираз. Journal of Information Technology in Construction, 11(29), pp. 395- 408.
4. Бахвалов Л. А., Цапорін Є. А. Управління потоками даних у кластерних інформаційних системах // Гірський інформаційно-аналітичний бюлетень (науково-технічний журнал). 2014. № 6. С. 331- 335.
5. Heikki Halttula, Harri Naapasalo, Risto Silvola. Managing data flows в infrastructure projects - the lifecycle process model // Journal of Information Technology in Construction March 2020 (25) pp. 193-211 DOI: 10.36680/j.itcon.2020.012.
6. Єгорова Т. А., Муравйова-Вітковська Л. А., Лі Шицзя. Аналіз процесів пріоритетного управління потоками даних у програмних системах // Изв. вишів. Приладобудування. 2019. Т. 62, № 3. С. 208-211.
Фрейман, В.І. Вивчення систем передачі з багаторазовим повторенням та зворотним зв'язком за допомогою моделювання в середовищі MATLAB/В.І. Фрейман, В.А. Савіних // Вісник Пермського Національний дослідницький політехнічний університет. Електротехніка, інформаційні технології, системи керування. - 2011. - № 5. - С. 271-275.112
7. Ліхтціндер Б. Я. Бездротові сенсорні мережі. Навчальне посібник для вузів / Ліхтціндер Б. Я., Кирічек Р. Ва., Федотов Є. Д., Голубнича Є. Ю., Кочуров А. А. - М.: Горяча лінія-телеком, 2020. - 236 с. ISBN-978-5-9912-

0822-2.

8. Бітнер, В.І. Мережі нового покоління – NGN. Навчальний посібник для вузів/В.І. Бітнер, Ц.Ц. Михайлова. - М.: Гаряча лінія-телеком, 2011. - 226.

9. Кранц М. Інтернет речей. Нова технологічна революція. - М.: Бомбора, 2018. - 336 с. ISBN-978-5-04-090627-7.

10. Перрі Л. Архітектура Інтернету речей. - М.: ДМК Прес, 2018. - 454 с. ISBN-978-5-97060-672-8.

11. Ключев А. О. Розподілені інформаційно-керівні системи. Навчальний посібник. / А. О. Ключев, П. В. Кустарев, А. Є. Платунов. - СПб.: Університет ІТМО, 2015. - 58 с.

12. Котов В. Н. Корисна модель 89257 G06F 15/00. Розподілена інформаційно-керуюча система на основі інтелектуальних датчиків [Текст]/В. Н. Котов, Е. В. Мельник, І. П. Щербінін, Я. С.Коровін; заявл. 2009.09.14, опубл. 2009.11.27.

13. Корнєєв В. В., Кисельов А. В. Сучасні мікропроцесори. 3-тє видання - СПб.: БХВ-Петербург, 2003. - 448 с. ISBN-5-94157-385-5.

14. Кривченко, І. Перспективні мікроконтролери AVR компанії Atmel / І. Кривченко, А. Рижаков // Компоненти та технології. – 2015. – № 5(166). - С. 61-66.

15. Гребнєв, В. В. 16-розрядні мікроконтролери з Flash-пам'яттю та функцією DSP фірми Infineon (сімейство XC166) / В.В. Гребнів. - М: РадіоСофт, 2008. – 528 с.

16. Вітіска, Н. І. Мікропрограмний принцип відображення алгоритмів вирішення складних фізичних завдань на машинах з реконфігурованою мультимікроконвеєрною обчислювальною структурою / Н. І. Вітіска, Д. В. Задорожній, В. І. Шмойлов // Вісник Воронежського державного технічного університету - 2009. - Т. 5. - № 5. - С. 196- 200.

17. Мальцев Г.М. Кодування повідомлень у системах радіоуправління без зворотного інформаційного каналу// Мальцев Г.М., Чернявський Є.В. Інформаційно-керуючі системи. 2011. № 4 (53). З. 60-65.

18. Гузєєв А.В. Формування розподілу ймовірностей появи окремих повідомлень джерела за статистичного кодування // Т-Comm: Телекомунікації та транспорт. 2010. Т. 4. №6. С. 12-16.

19. Шоломов Л.А. Елементи теорії недовизначеної інформації // Прикладна дискретна математика. Додаток. 2009. № 2. С. 18-42

20. Дяченко В.О., Лебедєв О.Г., Пономаренко І.О. Обробка даних в спеціалізованому обчислювальному пристрої// Проблеми інформатизації : десята міжнародна науково-технічна конференція. Черкаси – Баку – Бельсько-Бяла – Харків, 2022, т.2, с.95.