

**МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ
НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ УКРАЇНИ
«КИЇВСЬКИЙ ПОЛІТЕХНІЧНИЙ ІНСТИТУТ
імені ІГОРЯ СІКОРСЬКОГО»
ІНСТИТУТ СПЕЦІАЛЬНОГО ЗВ'ЯЗКУ
ТА ЗАХИСТУ ІНФОРМАЦІЇ**

О.В. КОПІЙКА, І.Ю. СУБАЧ, А.В. МИКИТЮК

**СПЕЦІАЛЬНІ РОЗДІЛИ
ТЕОРІЇ ЧИСЕЛЬНИХ МЕТОДІВ:
ТЕОРІЯ ТА ПРАКТИКА ЗАСТОСУВАННЯ В
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ ТА КОМП'ЮТЕРНИХ
СИСТЕМАХ**

*Рекомендовано Вченою радою ІСЗЗІ КПІ ім. Ігоря Сікорського
для використання у навчальному процесі з підготовки
фахівців третього (освітньо-наукового) рівня вищої освіти
зі спеціальності 122 «Комп'ютерні науки»*

Київ
ІСЗЗІ КПІ ім. Ігоря Сікорського
2021

УДК 004.02(075.8)

K65

Рекомендовано Вченою радою ІСЗЗІ

КПІ ім. Ігоря Сікорського

(Протокол № 10 від 29.04.2021)

Рецензенти: *В.В. Вишнівський, д-р техн. наук, проф.*

С.В. Толюпа, д-р техн. наук, проф.

Копійка О.В.

K65 Спеціальні розділи теорії чисельних методів: теорія та практика застосування в телекомунікаційних та комп'ютерних системах: навч. посіб. / Копійка О.В., Субач І.Ю., Микитюк А.В.; ІСЗЗІ КПІ ім. Ігоря Сікорського. – Київ : КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2021. – 83 с.

ISBN 978-966-2577-17-4

У навчальному посібнику розглянуто особливості теорії планування експериментів в телекомунікаційних та комп'ютерних системах та основний зміст процесу планування експериментів в АСУ інформаційно-телекомунікаційними мережами (ІТМ). Наведено практичні приклади застосування чисельних методів для рішення задач з аналізу та оцінки навантаження ІТМ, а також синтезу оптимальних ІТМ в умовах кризових ситуацій. Описано підходи та наведено приклади оцінки ефективності методів синтезу ІТМ. Особливу увагу приділено питанням синтезу пристроїв управління АСУ ІТМ, пристроїв управління лінійними процесами та оптимальної інформаційної системи обробки транзакцій.

Навчальне видання призначене слухачам інституту, що здобувають освіту за третім (науковим рівнем) за спеціальністю 122 Комп'ютерні науки і вивчають дисципліну "Спеціальні розділи теорії чисельних методів". Може бути також корисне всім, хто самостійно хоче засвоїти передові методології і концепції синтезу АСУ ІТМ – курсантам, студентам, аспірантам, спеціалістам технічних спеціальностей та програмістам.

УДК 004.02(075.8)

ISBN 978-966-2577-17-4

© О.В. Копійка, 2021

© І.Ю. Субач, 2021

© А.В. Микитюк, 2021

© ІСЗЗІ КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2021

ЗМІСТ

1. НАУКОВЕ ДОСЛІДЖЕННЯ МЕТА, ОБ'ЄКТ І ПРЕДМЕТ ДОСЛІДЖЕННЯ	4
2. МЕТОДИ ДОСЛІДЖЕНЬ	7
3. ОСОБЛИВОСТІ МАТЕМАТИЧНОЇ ТЕОРІЇ ПЛАНУВАННЯ ЕКСПЕРЕМЕНТІВ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯХ	17
4. ПЛАНУВАННЯ ЕКСПЕРИМЕНТІВ В СИСТЕМІ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ АВТОМАТИЗОВАНОЇ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ ІНФОРМАЦІЙНО- ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИМИ МЕРЕЖАМИ	21
4.1. Мережі передачі даних в автоматизованій системі управління. Вимоги до передачі даних в автоматизованій системі управління інформаційно- телекомунікаційної мережі.	22
4.2. Структурні характеристики інфокомунікаційних мереж АСУ	25
4.3. Задачі аналізу та оцінка навантаження інформаційно- телекомунікаційних мереж	39
4.4. Задачі синтезу оптимальних інформаційно-телекомунікаційних мереж в умовах кризових ситуацій	51
4.5. Ефективність методів синтезу інформаційно-телекомунікаційних мереж	53
5. ІНФОРМАЦІЙНО-ЛОГІЧНІ ПРИСТРОЇ (ПРОЦЕСОРИ) УПРАВЛІННЯ ПОТОКАМИ ІНФОРМАЦІЙНО-ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖ	56
5.1. Автоматизація управління як фактор підвищення ефективності систем інформаційно-телекомунікаційних мереж АСУ. Синтез пристроїв управління лінійними процесами	56
5.2. Синтез пристрою управління складним процесом сітьового типу	67
5.3. Синтез оптимальної інформаційної системи обробки транзакцій	72
СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ	88

1. НАУКОВЕ ДОСЛІДЖЕННЯ МЕТА, ОБ'ЄКТ І ПРЕДМЕТ ДОСЛІДЖЕННЯ

Мета наукового дослідження – всебічне, достовірне вивчення процесу об'єкта або явища; їхньої структури зв'язків і відносин на основі наукових методів пізнання. Будь-яке наукове дослідження має свій об'єкт і предмет дослідження.

Об'єкт наукового дослідження – зв'язна сукупність елементів дійсності (як явищного так і предметного порядку), вивчення якої становить практичний інтерес для дослідника і науки в цілому.

Предмет наукового дослідження – це властивість, характеристика об'єкта дослідження.

Кожну науково-дослідну роботу можна віднести до певного напрямку. Крім напрямку в науково-дослідній роботі розрізняють наукові проблеми й теми. Під **науковим напрямком** розуміють сферу наукових досліджень колективу, присвячених розв'язанню яких-небудь великих завдань у певній галузі науки. Структурними одиницями напрямку є комплексні проблеми, проблеми, теми й питання.

Під **проблемою** розуміють складне наукове завдання, що охоплює значну частину дослідження і має перспективне значення. Корисність таких завдань та їхній економічний ефект іноді можна визначити тільки орієнтовно. Комплексна проблема містить у собі кілька проблем. Проблема складається з ряду тем. Проблема може бути глобальною, національною, галузевою або міжгалузевою. Наприклад проблема захисту навколишнього середовища є глобальною.

Тема – це наукове завдання, що охоплює певну область наукового дослідження. Вона базується на численних дослідницьких питаннях.

Під **науковими питаннями** розуміють більш дрібні наукові завдання, що відносяться до конкретної галузі наукового дослідження. При розробці теми або питання висувається конкретне завдання щось розробити або одержати й т.д. Вирішення проблем ставить більш велике завдання - вирішити комплекс наукових завдань, зробити відкриття. Постановка або вибір проблем є важким і відповідальним завданням і містить у собі наступні етапи:

1. На першому етапі **формулюють проблему**. Для цього на основі аналізу протиріч, досліджуваного напрямку формулюють основне питання і визначають загалом очікуваний результат.

2. Другий етап включає **розробку структури** проблеми. Виділяють теми, підтеми, питання. Комплекс цих елементів повинен утворювати дерево проблеми. По кожній темі виявляють орієнтовну область дослідження.

3. На третьому етапі встановлюють **актуальність проблеми** тобто її цінність для науки й техніки. На цьому етапі остаточно встановлюють структуру проблеми й позначають умовним кодом теми, підтеми і питання.

При обґрунтуванні проблем їх колективно обговорюють на засіданнях вчених рад, кафедр у вигляді публічного захисту. Тема дослідження є складовою частиною проблеми, на думку деяких вчених, вибрати тему часто більш складно, ніж провести саме дослідження. При виборі теми важливо вміти відрізнити псевдопроблеми від наукових проблем. Найбільше число псевдопроблем пов'язане з неповною інформованістю науковців, у зв'язку з чим іноді виникають проблеми, метою яких є раніше отримані результати. Слід зазначити, що при розробці особливо актуальної проблеми йдуть на дублювання досліджень з метою залучення до її рішення різних наукових колективів у порядку конкурсу. Обранню теми повинне передувати ретельне ознайомлення з вітчизняними й закордонними літературними джерелами даної і суміжної спеціальностей.

Контрольні запитання

1. Пояснить суть понять “об’єкт” та “предмет” наукового дослідження.
2. Що розуміють під “науковим напрямком”? Що є його структурними одиницями?
3. Пояснить що розуміють під “науковою проблемою”?
4. Наведіть етапи постановки проблеми та пояснить їх.

2. МЕТОДИ ДОСЛІДЖЕНЬ

Метод – це спосіб досягнення мети. Метод об'єднує суб'єктивні й об'єктивні моменти пізнання. Метод об'єктивний, оскільки в теорії, що розробляється, дозволяє відображати дійсність і її взаємозв'язки. Таким чином, метод є програмою побудови і практичного вживання теорії. Одночасно метод суб'єктивний, оскільки є знаряддям мислення дослідника і як таке включає його суб'єктивні особливості.

З філософської точки зору методи можна розділити на; **загальний** діючий у всіх областях науки і на всіх етапах дослідження; загальнонаукові (тобто для всіх наук); приватні (тобто для певних наук); спеціальні або специфічні (для даної науки).

Таке розділення методів умовне, оскільки в міру розвитку пізнання один науковий метод може переходити з однієї категорії в іншу.

До загальнонаукових методів відносяться: спостереження, порівняння, рахунок, вимірювання, експеримент, узагальнення, абстрагування, формалізація, аналіз і синтез, індукція і дедукція, аналогія, моделювання, ідеалізація, ранжирування, а також аксіоматичний, гіпотетичний, історичний і системні методи.

Спостереження – це спосіб пізнання об'єктивного світу, заснований на безпосередньому сприйнятті предметів і явищ за допомогою органів чуття без втручання у процес з боку дослідника.

Порівняння – це встановлення відмінності між об'єктами матеріального світу або знаходження в них загального, здійснюване як за допомогою органів чуття, так і за допомогою спеціальних пристроїв.

Розрахунок – це знаходження числа, що визначає кількісне співвідношення однотипних об'єктів або їх параметрів, що характеризують ті або інші властивості.

Вимірювання – це фізичний процес встановлення чисельного значення деякої величини шляхом порівняння її з еталоном.

Експеримент – одна із сфер людської практики, в якій піддається перевірці істинність гіпотез, що висуваються, або виявляються закономірності об'єктивного світу. В процесі експерименту дослідник втручається у процес, що вивчається, з метою пізнання, при цьому одні умови досліду ізолюються, інші виключаються, треті посилюються або ослабляються. Експериментальне вивчення об'єкта або явища має певні переваги в порівнянні зі спостереженням, оскільки дозволяє вивчати явища в «чистому вигляді» за допомогою усунення побічних чинників, при необхідності випробування можуть повторюватися і організовуватися так, щоб досліджувати окремі властивості об'єкта, а не їх сукупність.

Узагальнення – визначення загального поняття, в якому знаходить віддзеркалення головне, основне, що характеризує об'єкти даного класу. Це засіб для утворення нових наукових понять, формулювання законів і теорій.

Абстрагування – це уявне відвернення від неістотних властивостей, зв'язків, відносин предметів і виділення декількох сторін, що цікавлять дослідника. Воно, як правило, здійснюється в два етапи. На першому етапі визначаються неістотні властивості, зв'язки і т.д. На другому - досліджуваний об'єкт замінюють іншим, більш простим, він є спрощеною моделлю, що зберігає головне в складному.

Розрізняють наступні види абстрагування: **ототожнення** (утворення понять шляхом об'єднання предметів, зв'язаних своїми властивостями в особливий клас); **ізолювання** (виділення властивостей, нерозривно пов'язаних з предметами); **конструктивізація** (відвернення від невизначеності меж реальних об'єктів) і, нарешті, **допущення потенційної здійсненності**.

Яскравим прикладом абстрактної моделі дійсності є ідеальний газ, який широко використовується у фізиці, термодинаміці та інших науках.

Формалізація – відображення об'єкта або явища в знаковій формі якої-небудь штучної мови (математики, хімії і т. д) і забезпечення можливості дослідження реальних об'єктів і їх властивостей через формальне дослідження відповідних знаків.

Аксіоматичний метод – спосіб побудови наукової теорії, при якій деякі твердження (аксіоми) приймаються без доказів і потім використовуються для отримання решти знань за певними логічними правилами. Загальновідомою, наприклад, є аксіома про паралельні лінії (не перетинаються), яка прийнята в геометрії без доказів.

Аналіз – метод пізнання за допомогою розчленування або розкладання предметів дослідження (об'єктів, властивостей і т.д.) на складові частини. У зв'язку з цим аналіз складає основу аналітичного методу досліджень.

Синтез – з'єднання окремих сторін предмета в єдине ціле. Аналіз і синтез взаємозв'язані, вони є єдністю протилежностей. Розрізняють наступні види аналізу й синтезу: прямий або **емпіричний метод** (використовують для виділення окремих частин об'єкта, виявлення його властивостей, найпростіших вимірювань і т.п.); поворотний або **елементарно-теоретичний метод** (що базується на уявленнях про причинно-наслідкові зв'язки різних явищ); **структурно-генетичний метод** (що базується на виявленні таких елементів в складному явищі, які впливають на всю решту сторін об'єкту).

Важливими поняттями в теорії пізнання є: **індукція** – висновок про факти до деякої гіпотези (загального твердження) і **дедукція** – висновок, в якому йдеться мова про деякий елемент множини. Робиться на підставі знання загальних властивостей всієї множини. Таким чином, дедукція й індукція – взаємодоповнюючі методи пізнання, що широко використовують приватні методи формальної логіки. Це методи єдиної схожості (передбачається, що єдина схожа обставина є причиною даного явища);

єдиної відмінності (передбачається, що єдина відмінність обставин є причиною явища); супутніх змін (зміна одного явища приводить до зміни іншого, оскільки обидва ці явища знаходяться в причинному зв'язку); залишків (якщо відомо, що деякі з сукупності певних обставин є причиною частини явищ, то залишок цього явища викликається рештою обставин).

Одним з методів наукового пізнання є **аналогія**, за допомогою якої досягається знання про предмети й явища на підставі того, що вони мають схожість з іншими. Ступінь вірогідності (достовірності) висновків аналогічно залежить від кількості схожих ознак відносно порівнюваних явищ (чим їх більше, тим більшу вірогідність має висновок і він підвищується, коли зв'язок вивідної ознаки з якою-небудь іншою ознакою відомий більш – менш точно). Аналогія тісно пов'язана з моделюванням або модельним експериментом. Якщо звичний експеримент безпосередньо взаємодіє з об'єктом дослідження, то в моделюванні такої **взаємодії немає, оскільки експеримент проводиться** не з самим об'єктом, а з його заміником. Прикладом може служити аналогова обчислювальна машина (ABM), дія якої заснована на аналогії диференціальних рівнянь, що описують як властивості досліджуваного об'єкта, так і електронної моделі.

Гіпотетичний метод пізнання припускає розробку наукової гіпотези на основі вивчення фізичної, хімічної і т.п. природи досліджуваного явища за допомогою описаних вище способів пізнання, а потім формулювання гіпотези, складання розрахункової схеми алгоритму (моделі), її вивчення, аналіз, розробку теоретичних положень. Як в соціально-економічних і гуманітарних науках, так і в природничих і технічних дослідженнях часто використовують історичний **метод** пізнання. Цей метод припускає дослідження виникнення, формування і розвитку об'єктів у хронологічній послідовності, внаслідок чого дослідник одержує додаткові знання про об'єкт (явище), що вивчається, у процесі їх розвитку.

При гіпотетичному методі пізнання дослідник нерідко вдається до ідеалізації - це уявне конструювання об'єктів, що практично нездійсненні (наприклад, ідеальний газ, абсолютно тверде тіло). У результаті ідеалізації реальні об'єкти позбавляються деяких властивих їм якостей і наділяються гіпотетичними якостями.

При дослідженнях складних систем з багатоманітними зв'язками, що характеризуються як безперервністю й детермінованістю, так і дискретністю й випадковістю, використовують **системні методи** (дослідження операцій, теорія масового обслуговування, теорія керування, теорія множин та ін.). У даний час такі методи набули поширення значною мірою в зв'язку з розвитком ПЕОМ.

При аналізі явищ і процесів у складних системах виникає потреба розглядати велику кількість чинників (ознак), серед яких важливо вміти виділяти головне за допомогою методу ранжирування й виключення другорядних чинників, що не впливають істотно на досліджуване явище. Отже, цей метод допускає посилення основних і ослаблення другорядних чинників, тобто їх розміщення за певними правилами в ряд убиваючої або зростаючої послідовності щодо сили чинника.

Різноманітні методи наукового пізнання умовно підрозділяються на ряд рівнів: емпіричний, експериментально-теоретичний, теоретичний і метатеоретичний рівні.

Методи емпіричного рівня: спостереження, порівняння, розрахунок, вимірювання, анкетне опитування, співбесіда, тести, метод проб і помилок і т.д. Методи цієї групи конкретно пов'язані з явищами, що вивчаються, і використовуються на етапі формування наукової гіпотези.

Методи експериментально-теоретичного рівня: експеримент, аналіз і синтез, індукція й дедукція, моделювання, гіпотетичний, історичний і логічні методи. Ці методи допомагають досліднику знайти ті або інші достовірні факти, об'єктивні прояви в протіканні досліджуваних процесів. За

допомогою цих методів здійснюється накопичення фактів, їх перехресна перевірка. Слід при цьому підкреслити, що факти мають науково-пізнавальну цінність тільки в тих випадках, коли вони систематизовані, коли між ними розкриті не випадкові залежності, визначені причини слідства. Таким чином, завдання виявлення істини вимагає не тільки збору фактів, але й правильної їх теоретичної обробки. Первинну систематизацію фактів і їх аналіз здійснюється вже в процесі спостереження, бесід, експериментів, бо ці методи включають не тільки сприйняття предметів і явищ, але й їх відбір, класифікацію, осмислення сприйнятого матеріалу, його фіксацію.

Методи теоретичного рівня: абстрагування, ідеалізація, формалізація, аналіз і синтез, індукція і дедукція, аксіоматика, узагальнення і т.д. На теоретичному рівні проводяться логічне дослідження зібраних фактів, вироблення понять, думок, робляться висновки. У процесі цієї роботи співвідносяться ранні наукові уявлення з виникаючими новими. Таким чином, новий теоретичний зміст знань надбудовується над емпіричними знаннями. На теоретичному рівні пізнання широко використовують логічні методи схожості, відмінності, супутніх змін, розробляють нові системи знань, вирішують завдання подальшого узгодження теоретично розроблених систем з накопиченим новим експериментальним матеріалом.

До методів **метатеоретичного рівня** відносяться діалектичний метод і метод системного аналізу. За допомогою цих методів досліджують самі теорії і розробляють шляхи їх побудови, вивчають систему положень і понять даної теорії, встановлюють межі її використання, способи введення нових понять, обґрунтовують шляхи синтезу декількох теорій. Центральним завданням даного рівня досліджень є пізнання умов формалізації наукових теорій і виробітку формалізованих мов, іменованих метамовами.

При вивченні складних, взаємозв'язаних одна з одною проблем використовують **системний аналіз**, що одержав широкий вжиток в різних

сферах наукової діяльності людини, зокрема в логіці, математиці, загальній теорії систем, внаслідок чого сформувалися такі науки, як металогіка й метаматематика. Металогіка досліджує системи положень і понять формальної логіки, розробляє питання теорії доказів, визначності понять, істини у формалізованих мовах. Метаматематика займається вивченням різних властивостей формальних систем і числень.

В основі системного аналізу лежить поняття системи, під якою розуміється безліч об'єктів (компонентів), що володіють певними властивостями з фіксованими між ними відносинами. На базі цього поняття проводять облік зв'язків, використовують кількісні порівняння всіх альтернатив для того, щоб свідомо вибрати найкраще вирішення, оцінене яким-небудь критерієм, наприклад вимірністю, ефективністю, надійністю і т.п.

Оскільки системний аналіз має загальний, міждисциплінарний характер, тобто торкається освіти, розвитку, функціонування, синтезу будь-яких систем, то деякі зарубіжні науковці вважають, що системний аналіз замінює філософію, є новою загальною методологією науки. Таке сприйняття системного аналізу невірне, оскільки зводить функцію філософського знання лише до методології наукового дослідження. У всіх науках існують філософські основи, використовуються філософські категорії, але це не мотив ухвалення основ теорії за саму теорію. Системний аналіз, з одного боку, дозволяє застосовувати ряд загальнофілософських положень до вирішення приватних завдань, а з іншою – збагачує саму філософію розвитком конкретних наук. Чим далі розвивається системний аналіз, тим розвивається його мова, тим він далі віддаляється від своєї первинної філософської основи. Таким чином, ототожнення системного аналізу з діалектичним методом, з філософією неправомірне і може призвести до світоглядних і методологічних помилок.

Системний аналіз використовують для дослідження таких складних систем, як економіка окремої галузі, промислове підприємство, об'єднання, при плануванні і організації технології комплексних будівельних процесів, виконуваних декількома будівельними організаціями, та ін.

Системний аналіз складається з основних чотирьох етапів: перший полягає в постановці завдання – визначають об'єкт, мету й завдання дослідження, а також критерії для вивчення й керування об'єктом. Неправильна або неповна постановка цілей може звести нанівець результати подальшого аналізу. Під час другого етапу окреслюють межі системи, яку вивчають, визначають її структуру; об'єкти й процеси, що мають відношення до поставленої мети, розбивають на систему й зовнішнє середовище, яке власне вивчають. При цьому розрізняють замкнуті й відкриті системи. При дослідженні замкнутих систем впливом зовнішнього середовища на їх поведінку нехтують. Потім виділяють окремі складові частини системи - її елементи, встановлюють взаємодію між ними і зовнішнім середовищем. Саме так формується, наприклад, така фундаментальна наука, як термодинаміка.

Останнім часом все більше уваги в техніці приділяють вивченню замкнутих систем, що мають закриті технологічні цикли, так звану «безвідходну технологію». Такі технологічні процеси перспективні як з позиції економіки, так і екології: «чим менше відходи, тим вище рівень виробництва».

Третій, найважливіший етап системного аналізу полягає в складанні математичної моделі досліджуваної системи. Спочатку проводять параметризацію системи, описують виділені елементи системи і їх взаємодію. Залежно від особливостей процесів використовують той або інший математичний апарат для аналізу системи в цілому.

Слід при цьому відзначити, що аналітичні методи використовуються для опису лише невеликих систем, унаслідок їх громіздкості або

неможливості складання й вирішення складної системи рівнянь. Для опису великих систем, їх характеристик не тільки якісних, але й кількісних використовуються дискретні параметри (бали), що приймають цілі значення. Наприклад, твердість матеріалів оцінюють балами за шкалою Мооса, енергію сейсмічних хвиль при землетрусах - балами за И. Ріхтером та ін. Методи операцій з дискретними параметрами мають місце в теорії множин і перш за все в таких її розділах, як в алгебрі множин і в алгебрі висловів (математичній логіці), що становлять основу математичного забезпечення сучасних ПЕОМ.

Разом з апаратом алгебри множин і алгебри висловів при дослідженні складних систем широко використовують методи **вірогідності**, оскільки в них переважають стохастичні процеси. Тому найбільш часто досліджують розвиток процесів з деякою вірогідністю або визначають вірогідність протікання процесів, що вивчаються.

Якщо досліджують складні системи, іменовані як узагальнені динамічні системи, що характеризуються великою кількістю параметрів різної природи, то з метою спрощення математичного опису їх розчленовують на підсистеми, виділяють типові підсистеми, проводять стандартизацію зв'язків для різних рівнів, ієрархії однотипних систем. Прикладами такого підходу до вивчення складних систем, наприклад керування, є типові обурення, типові ланки системи з певними статичними й динамічними властивостями. У результаті третього етапу системного аналізу формуються закінчені математичні моделі системи, описані на формальній, наприклад алгоритмічній мові.

Важливим етапом системного аналізу є четвертий. Це аналіз одержаної математичної моделі, визначення її екстремальних умов з метою оптимізації і формулювання висновків.

Оптимізація полягає в знаходженні оптимуму даної функції (математичної моделі досліджуваної системи, процесу) і відповідно

знаходження оптимальних умов поведінки даної системи або протікання даного процесу. Оцінку оптимізації проводять за критеріями, що приймають у таких випадках екстремальні значення (виражаючи наприклад, максимальне знімання продукції з одиниці об'єму апарату, мінімальну вартість продукції при певній продуктивності, мінімальну витрату палива і т. д.). На практиці вибрати належний критерій досить складно, оскільки в завданнях оптимізації може виявлятися необхідність в багатьох критеріях, що іноді виявляються взаємно суперечливими. Тому найбільш часто вибирають який-небудь один основний критерій, а для інших встановлюють порогові гранично допустимі значення. На підставі вибору складається залежність критерію оптимізації від параметрів моделі досліджуваного об'єкта (процесу). Такий результат дослідження надзвичайно важливий для практичних цілей, дає певне подальше дослідно-конструкторське опрацювання завдання.

Контрольні запитання

1. Дайте означення, що називається методом? .
2. Розкрийте суть понять: “Аксиоматичний метод”, “Емпіричний метод”, “Елементарно-теоретичний метод” та “Структурно-генетичний метод”.
3. Пояніть, що таке “індукція” та “дедукція”?
4. Розкрийте суть поняття “Системний аналіз”.
5. Наведіть приклади математичних методів, які використовуються під час дослідження складних систем.
6. Пояніть суть поняття “Оптимізація”.

3. ОСОБЛИВОСТІ МАТЕМАТИЧНОЇ ТЕОРІЇ ПЛАНУВАННЯ ЕКСПЕРЕМЕНТІВ В ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЯХ

Відповідно до існуючих загальноосвітніх стандартів вивчається дисципліни “Теорія планування експериментів” та “Спеціальні розділи теорії чисельних методів”. Стосовного першої дисципліни, то цей предмет вважається розділом математики, який визначає раціональну організацію вимірів. Є ГОСТ 24026-80 "Дослідницькі випробування. Планування експерименту", в якому встановлені терміни і визначення. Відповідна, друга дисципліна розглядає методи рішення математичних задач у чисельному виді.

Початок розвитку математичної теорії планування експерименту (ПЕ) поклали праці англійського статистика Р. Фішера (1935), яке вирішувало завдання розвитку продуктивності сільського господарства. Фішер Р. показав, що планування експерименту з врахуванням варіювання всього лише одного чинника, що впливає на кінцевий результат, є занадто спрощеним. Такий метод планування експерименту називають "Однофакторним". Фішер доказав доцільність одночасного варіювання всіх факторів, що впливають на процес, тобто доцільність планування та проведення багатфакторного експерименту.

В подальшому до розвитку теорії планування багатфакторного експерименту підключилися Дж.Бокс, К.Уільсон та ін.

В основу математичної теорії покладено такі положення.

1. Основне завдання, яке вирішується при ПЕ - вивчення характеристик об'єкта, який є "чорним ящиком" (ЧЯ). Вивчення ЧЯ слід проводити експериментально за допомогою одночасного впливу на його входи сукупністю "чинників".

2. Кожен фактор повинен змінюватися, тобто мати кілька фіксованих значень. Чим більше факторів використовується при експерименті і чим більше їх рівнів, тим ефективніше експеримент.

Перебір можливих варіантів впливу на ЧЯ призводить до стрімкого зростання кількості дослідів. Якщо число факторів - k , і число рівнів - p дорівнює 5, то кількість дослідів $p^k = 3125$. При десяти факторах і чотирьох рівнях їх число вже понад мільйон! Тому виникає основне завдання - скорочення числа дослідів.

3. Рішення, пропонуване математиками, полягає у створенні математичної моделі об'єкту $y = f(x_1, x_2 \dots x_n)$. У цій моделі $x_1, x_2 \dots x_n$ - фактори, а y - один з вихідних відгуків. Таких моделей має бути стільки, скільки вихідних відгуків вивчається під час проведення експерименту. Модель створюється на основі невеликої кількості дослідів і надалі замість експериментів застосовуються розрахунки з метою оптимізації роботи ЧЯ.

Створення математичної моделі пропонується здійснювати методом апроксимації і далі в книгах з планування експерименту наводиться теорія апроксимації, в основу якої зазвичай закладається застосування поліномів. Прикладом такого підходу може служити поліном для двох факторів другого ступеня $y = b_0 + b_1x_1 + b_2x_2 + b_{12} x_1 x_2 + b_{11} x_1^2 + b_{22} x_2^2$. Як видно із приведеного прикладу для порівняно простого експерименту, коли змінними є всього лише два фактора x_1 і x_2 і апроксимуючий функцію відгуку поліном, всього лише другого ступеня необхідно визначити шість коефіцієнтів $b_0, b_1, b_2, b_{12}, b_{11}, b_{22}$. Це говорить про те, що завдання апроксимації є вельми трудомісткою. Вирішується вона за допомогою матричного обчислення, основи якого повинні бути відомі експериментатору.

4. Останні розділи теорії ПЕ присвячені викладу теорії обліку похибок, за допомогою якої оцінюється похибка вимірювання параметрів вихідних сигналів.

Відзначимо основна відмінність "чорного ящика" в техніці зв'язку від аналогічного поняття "чорного ящика" в металургії, хімічному виробництві та сільському господарстві. У техніці зв'язку, якщо розглядати апаратуру, за допомогою якої створюються телекомунікаційні системи, є входи, на які подаються сигнали (фактори) і є виходи, з яких споживач отримує необхідну інформацію. Тому так само можна уподібнити окремі вузли апаратури "чорного ящика". Однак зміст такого "чорного ящика" є рукотворним і його параметри і характеристики відомі. Тому завдання апроксимації відпадає. Втрачає актуальність і експериментальне рішення задачі оптимізації, шляхом перебору рівнів факторів. Завдання оптимізації може бути вирішена теоретично за допомогою математичного аналізу, оскільки відомі рівняння, що зв'язують вихід і вхід "чорного ящика". В цьому випадку можна скористатися і ПК.

Основне завдання, яке вирішується за допомогою класичної теорії планування експерименту - зменшення кількості проведених дослідів, в даному випадку втрачає актуальність, оскільки за допомогою ПК навіть тисячі дослідів можуть бути здійснені протягом достатньо короткого відрізка часу. У техніці зв'язку при проведенні дослідів не потрібно чекати дозрівання врожаю, як у сільському господарстві або закінчення процесу плавки як в металургії. Слід відмітити і істотно менша кількість матеріальних витрат.

Коментуючи розглянуті особливості вимірювальних задач в техніці зв'язку, слід зазначити, що не представляється можливим визначення прикладу можливого практичного застосування "класичної" теорії планування експерименту в цій галузі.

Разом з тим слід зазначити, що планування експерименту широко використовується в техніці зв'язку, проте докорінно відрізняється від методів, що викладаються в теорії планування експериментів, пропонованої математиками.

Сучасні досягнення в техніці зв'язку в області застосування оптичних кабелів істотно підвищили рівень наукового планування експерименту.

Інтенсивний розвиток волоконно-оптичних ліній зв'язку, висока конкуренція операторів зв'язку і висока вартість передавання по лініях зв'язку інформаційних ресурсів висунули на провідні позиції задачу централізованого контролю за мережевим господарством з метою його документування, своєчасного виявлення та якнайшвидшого усунення пошкоджень.

У даних системах всі експерименти необхідні для автоматичного адміністрування здійснюються за складним планами, реалізованим на основі сучасних комп'ютерних технологій, що, безумовно, є новим етапом теорії планування експерименту. Таким чином, можна зробити висновок, що в області сучасних телекомунікацій планування експерименту здійснюється на рівні, який істотно перевищує рівень теорії планування експерименту пропонованої математиками.

Крім того слід зазначити, що всі плани експериментів, пов'язані з вимірюванням параметрів систем зв'язку регламентовані відповідними нормативними документами, і, отже, пройшли необхідну наукову експертизу.

4. ПЛАНУВАННЯ ЕКСПЕРИМЕНТІВ В СИСТЕМІ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ АВТОМАТИЗОВАНОЇ СИСТЕМИ УПРАВЛІННЯ ІНФОРМАЦІЙНО-ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИМИ МЕРЕЖАМИ

Систему, яка призначена для цілеспрямованого функціонування, необхідно розглядати як сукупність пристроїв технологічної системи (ТС) і пристрою управління (ПУ) інформаційно-телекомунікаційними мережами (ІТМ). Кожен з пристроїв ІТМ має певну функцію по перетворенню інформації (для АСУ) чи витратних ресурсів (об'єктів управління) і призначений для виконання відповідної технологічної операції (ТО). Упорядкована сукупність ТО і складає потрібний технологічний процес (ТП).

Найбільш простий метод організації технологічного процесу – «програмне управління», коли ПУ видає суворо детерміновану сукупність у суворо детерміновані моменти часу. Однак у більшості випадків керована ІТМ поводить себе як стохастична система, тому в ході управління процесом команди управління повинні супроводжуватися проведенням операцій контролю, як окремих фізичних параметрів системи, так і переходів її у припустимі стани. У залежності від результатів контролю може істотно змінюватися і сам хід процесу.

Управління, таким чином, є інформаційний процес, коли інформація контролю по встановленому правилу (алгоритму) перетворюється в інформацію управління – команди на виконання операцій, сукупність яких і складає технологічний процес в об'єкті управління. Адаптивним управлінням будемо вважати метод організації технологічного процесу з випадковою тривалістю операцій і невизначеністю результату їх виконання.

Розглянемо основний зміст процесу планування експериментів в АСУ.

4.1. Мережі передачі даних в автоматизованій системі управління.

Вимоги до передачі даних в автоматизованій системі управління інформаційно-телекомунікаційної мережі.

Інформація в АСУ має надвисоку «цінність», тому основними вимогами для інфокомунікаційних мереж (ІТМ) АСУ є потрібна вірогідність, надійність й швидкість передачі даних. Розглянемо процес передачі повідомлення інформаційною мережею АСУ, наданий графом-деревом подій (рис. 4.1).

При передачі в ІТМ повідомлення (подія s_0) у каналі зв'язку (КЗ) можлива втрата повідомлення (подія s_1) з імовірністю P_γ чи його прийом (подія s_2) з оберненою імовірністю $(1-P_\gamma)$. Прийняте повідомлення може бути зіпсоване завадами у каналі зв'язку (подія s_3) з імовірністю P_β чи не мати перекручень (подія s_4) з оберненою імовірністю $(1-P_\beta)$.

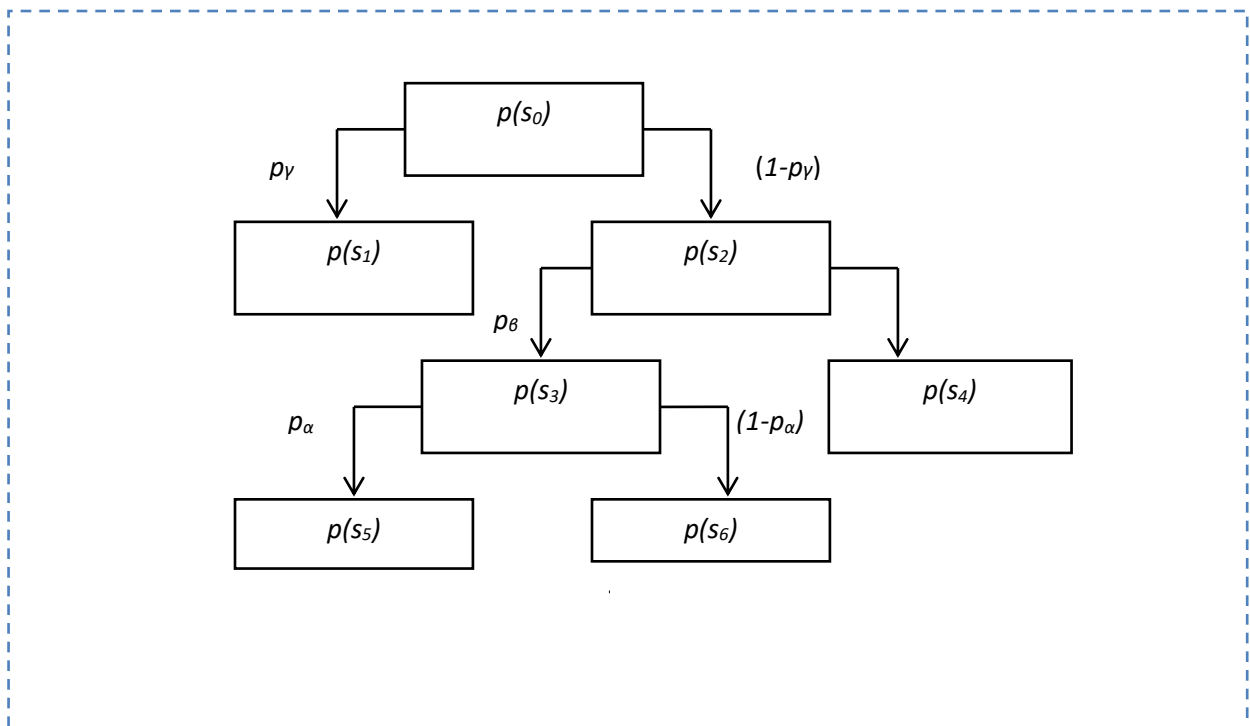


Рисунок 4.1 - Граф подій процесу передачі повідомлення в ІТМ

Зіпзоване повідомлення може бути не відновлюваним (подія s_5) з імовірністю P_a чи відновлене (подія s_6) з оберненою імовірністю $(1-P_a)$. Очевидно, події s_1, s_4, s_5, s_6 , що відображені «висячими» вершинами графу (темні тіні), створюють повну групу «кінцевих» подій, коли одне з них є неминучим. Це означає, що сума ймовірностей настання даних подій дорівнює одиниці –

$$p(s_1)+p(s_4)+p(s_5)+p(s_6) = 1. \quad (4.1)$$

Надійність передачі даних оцінюється ймовірністю, оберненою до імовірності втрати інформації в ІТМ (КЗ), тобто неохочання її абонентом P_γ . Дана ймовірність є імовірністю ненастання події s_2 , тобто –

$$P_{IM}^n = 1 - p(s_2) = (1 - p_\gamma). \quad (4.2)$$

Вірогідність передачі даних оцінюється імовірністю неперекрученого прийому інформації абонентом ІТМ при одержанні повідомлення; це, очевидно, умовна ймовірність настання події s_4 , тобто –

$$P_{IM}^6 = p(s_4) = (1 - p_\gamma) \times p_\alpha. \quad (4.3)$$

Перекручення інформації, які виникають в ІТМ за дією «збоїв» і «завад» і можуть бути викриті, виправляються засобами абонента; тому завадо - захищеність ІТМ оцінюється умовною імовірністю настання події s_6 , тобто –

$$P_{IM}^3 = p(s_6) = (1 - p_\gamma) \times p_\beta \times (1 - p_\alpha). \quad (4.4)$$

Перекрученням, що не викривається, зветься таке, коли повідомлення, що передає ІТМ, при його багаторазовому перекрученні «перероджується» в інше по змісту повідомлення, що сприймається, як не перекручене. Тому іноді повну вірогідність передачі оцінюється ймовірністю, оберненою до ймовірності виникнення перекручення, що не викривається, тобто –

$$P_{IM}^{n6} = 1 - p(s_5) = (1 - p_\gamma) p_\beta p_\alpha. \quad (4.5)$$

Сприятливими подіями, що відповідають виконанню системою своєї функції, є події s_4 та s_6 (виділені тінню темного кольору). Тому визначимо результуючу імовірність PS настання цих незалежних сприятливих подій. Відповідно правилам алгебри подій і теорії ймовірностей одержимо –

$$PS = p(s_4) + p(s_6) = (1 - p_\gamma)(1 - p_\gamma) + (1 - p_\gamma)p_\beta(1 - p_a). \quad (4.6)$$

Даний показник при відомих ймовірностях $p_\alpha, p_\beta, p_\gamma$ може служити для об'єктивної кількісної оцінки функціональної стійкості ІТМ.

Додатковими вимогами до ІТМ АСУ є наступні:

прихованість обміну інформацією, яка оцінюється ймовірністю не викриття інформаційних потоків;

імітостійкість інформації, яка оцінюється ймовірністю перекручення повідомлень у інші вірогідні повідомлення в процесі передачі в ІТМ;

крипто-стійкість інформації, яка оцінюється ймовірністю розшифрування повідомлення, або потрібним для цього часом.

Усі повідомлення в ІТМ АСУ повинні бути формалізовані – формалізація повідомлень є умовою автоматизації як обміну інформацією, так і її обробки на комп'ютерних засобах автоматизації управління. Формалізація повідомлень полягає у тому, що «словник» повідомлень обмежується множиною термінів («тезаурус НС»), кожному з котрих присвоюється кодове значення, а синтаксис повідомлень визначається стандартною формою повідомлення – кодограмою з адресною, смисловою та цифровою частинами. Довжина (у двоїчному коді) частин кодограми:

адресної частини –

$$n_a = E[\log_2 N], \quad (4.7)$$

де N – кількість абонентів АСУ (E – операція цілого з надлишком);

$$\text{смислової частини} - n_c = E[\log_2 T], \quad (4.8)$$

де T – кількість понять «словника» (тезаурусу);

цифрової частини –

$$n_u = E[\log_2 D], \quad (4.9)$$

де D – максимальне значення числового параметра (в дискретних одиницях точності надання), який підлягає передачі.

Загальна довжина кодограми повідомлення –

$$n = n_a + n_c + n_u + n_o, \quad (4.10)$$

де n_o – довжина службової частини для забезпечення викриття й виправлення перекручень при передачі кодограми в ІТМ.

Кодування формалізованих повідомлень забезпечує повну автоматизацію їх передачі в ІТМ та обробки в ланках управління АСУ.

4.2. Структурні характеристики інфокомунікаційних мереж АСУ

Інформаційні мережі містить апаратуру й лінії зв'язку між абонентами ІТМ. Обладнання (апаратні засоби) розподілу інформації по лініях зв'язку і прийому-передачі даних входить у склад вузлів зв'язку. Кожний вузол зв'язку обслуговує одного чи декілька абонентів АСУ. Структура ІТМ передачі даних може повторювати структуру АСУ, але, як правило, їх топологія може не співпадати.

Трактом передачі даних є комплекс технічних засобів (ліній «–» і вузлів зв'язку «вз»), які забезпечують обмін інформацією між двома абонентами –

$$a_i \{ -вз - \dots - вз - \} a_j. \quad (4.11)$$

Лінія зв'язку – фізичне середовище, яке використовується для передачі сигналів від передатчика до приймача (між вузлами зв'язку та абонентами). Таким середовищем може бути фізичний ланцюг (провідники кабельних ліній електро- чи оптичного «закритого» зв'язку) чи область простору (при радіо- чи оптичному «відкритому» зв'язку).

Канал зв'язку – сукупність технічних засобів для передачі одного незалежного повідомлення. Якщо по одній лінії зв'язку передається одночасно декілька незалежних повідомлень, то вона є багатоканальною.

Комутаційна система є обладнання вузла зв'язку для розподілу інформації по каналах зв'язку. Система управління передачею даних вирішує саме задачі складання оптимальних каналів і розподілу потоків інформації на ІТМ.

Магістраль передачі даних є комплекс технічних засобів, здійснюючих обмін стандартними повідомленнями між абонентами АСУ. Магістральний зв'язок знайшов поширене застосування в ІТМ АСУ завдяки його істотних переваг в порівнянні з іншими системами зв'язку – це можливість повної автоматизації обміну даними, висока швидкість і якість передачі інформації. Система магістрального зв'язку показана на рис. 4.2

Усі абоненти АСУ підключаються через обслуговуючі їх вузли зв'язку до інформаційної і службової магістралей. Інформація, що передається по службовій магістралі, призначена для управління потоками в інформаційній магістралі при обміні повідомленнями між абонентами. СУ магістралі забезпечує формування і оптимальний розподіл потоків інформації у відповідності до «дисципліни обслуговування» ІТМ.

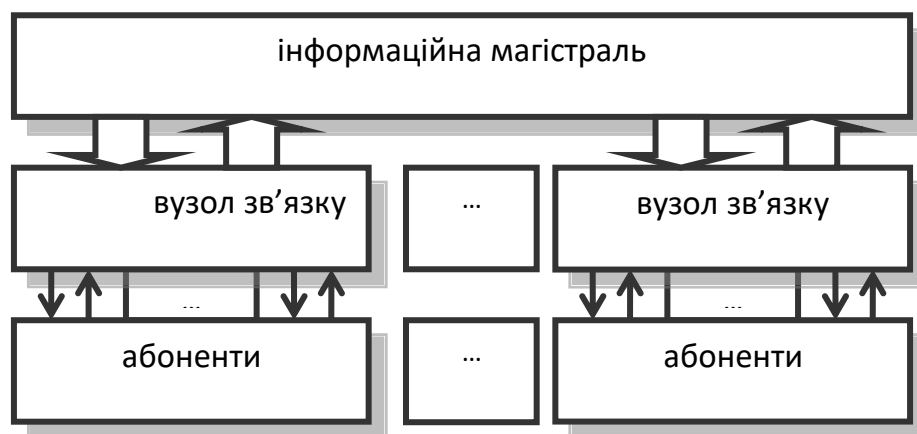


Рисунок 4.2 - Система магістрального зв'язку

Розглянемо методи оцінки характеристик якості ІТМ в залежності від її структури. Нехай канал зв'язку між абонентами a_r, a_s уявляє собою послідовно з'єднані (через вузли зв'язку) n ліній зв'язку, для кожної з котрих відомі характеристики якості – безумовні ймовірності

$$(p_\alpha, p_\beta, p_\gamma)_i, i = \overline{1, n}. \quad (4.12)$$

Повідомлення не буде прийняте абонентом, якщо воно буде втрачене

хоча б в одній лінії зв'язку; імовірність настання такої події –

$$P_\gamma = 1 - \prod_{i=1}^n \{1 - (p_\gamma)_i\}. \quad (4.13)$$

Повідомлення, що видане абонентом a_r , буде прийняте абонентом a_s з перекрученнями, якщо вони виниклі хоча б в одній лінії зв'язку; імовірність настання такої події –

$$P_\beta = 1 - \prod_{i=1}^n \{1 - (p_\gamma)_i\} \times \{1 - (p_\beta)_i\}. \quad (4.14)$$

Повідомлення буде прийнято з не викривними перекрученнями, якщо вони виниклі хоча б в одній лінії зв'язку; імовірність настання такої події –

$$P_\alpha = 1 - \prod_{i=1}^n \{1 - (p_\gamma)_i\} \times \{1 - (p_\beta)_i\} \times \{1 - (p_\alpha)_i\}. \quad (4.15)$$

Нехай тепер канал зв'язку уявляє собою паралельно з'єднані (через вузли зв'язку) n ліній зв'язку. Повідомлення не буде прийняте абонентом, якщо воно буде втрачене разом в усіх лініях зв'язку; імовірність настання такої події –

$$P_\gamma = \prod_{i=1}^n (p_\gamma)_i. \quad (4.16)$$

Повідомлення, що видане абонентом a_r , буде прийняте абонентом a_s з перекрученнями, якщо вони виниклі разом в усіх лініях зв'язку; імовірність настання такої події –

$$P_{\beta} = \prod_{i=1}^n (p_{\gamma})_i \times (p_{\beta})_i. \quad (4.17)$$

Повідомлення буде прийнято з не викривними перекрученнями, якщо вони виникли разом в усіх лініях зв'язку; імовірність настання такої події –

$$P_{\beta} = \prod_{i=1}^n (p_{\gamma})_i \times (p_{\beta})_i \times (p_{\alpha})_i. \quad (4.18)$$

Структурні характеристики якості обміну інформацією для ІТМ, яка реально надається матрицею суміжності вершин графу – математичної моделі ІТМ –

$$G(X) = \|x_{ij}\|_{m \times n}, \quad (4.19)$$

де x_{ij} – ребро (лінія зв'язку) між i -ю та j -ю вершинами графа (вузлами чи абонентами ІТМ), розраховуються для кожного напрямку (a_i, a_j) ІТМ відповідно до характеристик ліній зв'язку, що входять у тракт даного напрямку. Оскільки окремі ділянки тракту можуть бути надані у вигляді послідовного чи паралельного з'єднання ліній зв'язку, то для оцих ділянок характеристики якості розраховуються по знайденим формулам (4.13)-(4.18). В результаті будуть обчислені матриці показників якості для N абонентів ІМ –

$$P_{IM}^{\alpha} = \|p_{ij}^{\alpha}\|_{N \times N} \quad (4.20)$$

$$P_{IM}^{\beta} = \|p_{ij}^{\beta}\|_{N \times N} \quad (4.21)$$

$$P_{IM}^{\gamma} = \|p_{ij}^{\gamma}\|_{N \times N}. \quad (4.22)$$

Розглянемо чисельний приклад оцінки ІТМ.

Нехай фрагмент ІТМ завданий графом на рис.4.3.

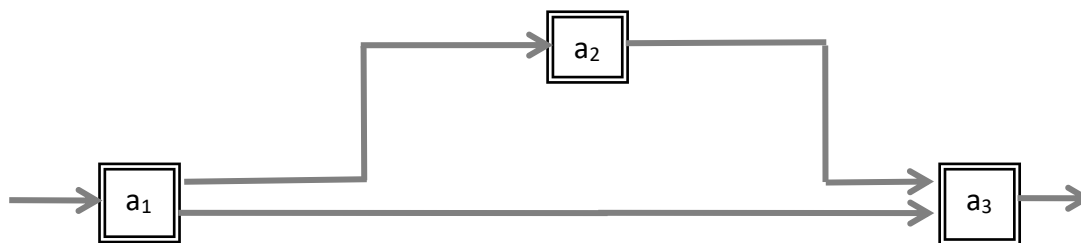


Рисунок 4.3 - Фрагмент ІТМ

Обчислити якісні показники фрагменту ІТМ при передачі повідомлення «хвилею» по напрямку (a_1, a_3) , якщо показники якості ліній зв'язку задані наступними значеннями:

Табл. 4.1. Показники якості ліній зв'язку

	лінія зв'язку y_{12}	лінія зв'язку y_{23}	лінія зв'язку y_{13}
імовірність p_α	0.87	0.78	0.80
імовірність p_β	0.06	0.10	0.05
імовірність p_γ	0.10	0.06	0.09

Користуємося графом подій процесу передачі повідомлення у МПД для обчислення значень ймовірності подій при заданих частинних значеннях показників якості ліній зв'язку ІТМ. Послідовно маємо:

$$\begin{aligned}
 P\alpha(y_{12}) &= (1-0.1) \times 0.87 &= 0.783 \\
 P\alpha(y_{23}) &= (1-0.06) \times 0.78 &= 0.7332 \\
 P\alpha(y_{13}) &= (1-0.09) \times 0.8 &= 0.728 \\
 P\beta(y_{12}) &= (1-0.1) \times (1-0.87) \times 0.06 &= 0.00702 \\
 P\beta(y_{23}) &= (1-0.06) \times (1-0.78) \times 0.1 &= 0.02068 \\
 P\beta(y_{13}) &= (1-0.09) \times (1-0.8) \times 0.05 &= 0.0091 \\
 P\gamma(y_{12}) &= &= 0.1 \\
 P\gamma(y_{23}) &= &= 0.06 \\
 P\gamma(y_{13}) &= &= 0.09
 \end{aligned}$$

Маємо ІТМ з двома паралельними каналами:

1-й канал – послідовно з'єднані лінії зв'язку (y_{12} - y_{23});

2-й канал – лінія зв'язку (y_{13}).

Відповідні імовірності (показники якості) для даної ІТМ:

$$P_{\alpha}=1-\{(1-P_{\alpha}(y_{12})P_{\alpha}(y_{23}))\{1-P_{\alpha}(y_{13})\}\} = 0.8841$$

$$P_{\beta}=1-\{(1-P_{\beta}(y_{12}))(1-P_{\beta}(y_{23}))\{1-P_{\beta}(y_{13})\}\} = 0.0364$$

$$P_{\gamma}=1-\{(1-P_{\gamma}(y_{12})P_{\gamma}(y_{23}))\{P_{\gamma}(y_{13})\}\} = 0.0139$$

Алгоритми управління потоками інформації в інформаційно-телекомунікаційних мережах

В ІТМ АСУ інформації в ІТМ алгоритми, що реалізує комутаційна система, забезпечують складання каналів, оптимальних по критерію швидкодії для повідомлень застосовуються наступні методи просторової комутації – комутація каналів (КК) і комутація повідомлень (КП). Проаналізуємо їх щодо цільової ефективності.

Комутація каналів – це складання «наскрізь» каналу зв'язку між абонентами; при цьому спочатку в ІТМ посиляється тільки службова (адресна) частина повідомлення, по котрій і складається для нього канал зв'язку (чи абонент спрямовується в чергу на обслуговування, чи отримує відмову), а потім, коли канал складений, по ньому посиляється інформаційна частина повідомлення. По скінченні обміну інформацією канал комутації з каналу знімається, і вільні лінії зв'язку використовуються для складання інших каналів.

Комутація повідомлень – це видача абонентом в найближчій вузол зв'язку (який його обслуговує) повістю всього повідомлення (чи його окремих «пакетів»), котре зберігається в буферній пам'яті даного ВЗ, і по мірі звільнення ліній зв'язку в напрямку абонента – одержувача даного

повідомлення воно передається суміжному ВЗ. Повідомлення, таким чином, «шукає» абонента, якому воно адресоване, поступово просуваючись по ІТМ.

Мережа з КК потребує в декілька разів більше каналів, а ніж мережа з КП, і застосовується для обміну інформацією між однотипними по виду інформації та швидкості передачі повідомлень абонентами. В системах з КП повідомлення вищої категорії терміновості проходять швидше, ефективність завантаження ІТМ значно підвищується, але при цьому утворюються умови для «обгону» повідомленнями з меншою категорією терміновості повідомлень з більшою категорією терміновості.

Для управління потоками з певною категорією терміновості, по надійності доведення інформації чи по завантаженню ліній зв'язку «пакетами» даних

При «комутації каналів» задача управління полягає у пошуку такої сукупності ліній зв'язку, котра дозволяє скласти оптимальний канал на час обміну інформацією між абонентами. При «комутації повідомлень» задача управління полягає у пошуку сукупності ліній зв'язку, яка дає оптимальний канал при послідовному просуванні повідомлення по ІТМ. Таким чином, при КК потрібен великий об'єм службової інформації про фактичний стан ліній зв'язку (вільна, занята), і витрати часу на організацію каналу можуть бути значними.

Для передачі «повідомлень» (наказів) з вищою категорією терміновості в АСУ використовується алгоритм циркулярної передачі («хвиля»); при цьому повідомлення видається від абонента в усі лінії зв'язку одночасно і розповсюджується по ІТМ по усім можливим каналам. Перевагами «хвильового» алгоритму передачі є наступні:

доведення повідомлення до абонента-одержувача за мінімальний час (оскільки один із повної множини каналів завжди станеться оптимальним);

висока надійність доведення повідомлення, що визначається імовірністю здатного стану хоча б одного з повної множини каналів;

відсутність необхідності збору службової інформації про стан ліній зв'язку і вирішення задачі управління рухом повідомлення по ІТМ.

Але циркулярна передача повідомлення приведе до максимального завантаження ІТМ єдиним повідомленням.

Тому розглянемо алгоритм управління щодо вибору оптимального каналу передачі повідомлення.

Нехай для ІТМ відома матриця середнього часу τ передачі 1 повідомлення (пакета) по кожній лінії зв'язку, тобто між n суміжними вузлами (d_i, d_j) –

$$T = \|\tau_{ij}\|_{n \times n}. \quad (4.23)$$

Для передачі повідомлення між абонентами (a_r, a_s) даної ІМ на множині можливих «управлінь» $\{U\}$ (щодо складання каналу зв'язку), кожне з котрих є вектор – ланцюг $k = n - 1$ дуг-ліній зв'язку між (a_r, a_s) матриці суміжності вершин-вузлів ІМ:

$$U = \|u_{ij}\|_{n \times n}, \quad (4.24)$$

де u_{ij} – вибрана лінія зв'язку на k -й ділянці каналу, «придатне» для наявної структури ІМ, потрібно знайти таке (оптимальне) управління (скласти канал) –

$$U^o = \|u_{ij}^o\|, \quad U^o \subset \{U\}, \quad (4.25)$$

при якому витрати часу на передачу повідомлення між даними абонентами мінімальні –

$$T(a_r, a_s, U^o) = \min_{(U)} T(U) = \sum_{u_{ij}^o \in U^o} \tau_{ij}(u_{ij}^o). \quad (4.26)$$

Це – задача динамічного програмування з адитивною функцією ефекту.

Функціональне рівняння Беллмана для етапу умовної оптимізації, адаптоване для даної задачі, має вигляд –

$$T_k(d_i^{(k)}, u_{ij}^o) = \min_{\{u_{ij}\}} \{ \tau_{ij}(d_i^{(k)}, u_{ij}) + T_{k+1}(d_i^{(k+1)}, u_{ij}) \} \quad k = \overline{s, r}, \quad (4.27)$$

де $d_i^{(k)}, d_i^{(k+1)}$ – суміжні вузли зв'язку для k -ї ділянки каналу;

T_k, T_{k+1} – «потенціали» (рівень ефекту) суміжних вузлів зв'язку для k -ї ділянки каналу;

u_{ij}^o – умовне оптимальне управління для k -ї ділянки каналу.

Якщо для ІТМ відома матриця імовірності незанятості ліній зв'язку між суміжними вузлами –

$$P = \|p_{ij}\|_{n \times n}, \quad (4.28)$$

то складання каналу з максимальною імовірністю його незанятості потребує пошуку такого (оптимального по даному критерію) управління U^o , при котрому

$$P(a_r, a_s, U^o) = \max_{\{U\}} P(U) = \prod_{u_{ij}^o \in U^o} p_{ij}(u_{ij}^o). \quad (4.29)$$

Це – задача динамічного програмування з мультиплікативною функцією ефекту. Функціональне рівняння Беллмана для етапу умовної оптимізації, адаптоване для даної задачі, має вигляд –

$$P_k(d_i^{(k)}, u_{ij}^o) = \max_{\{u_{ij}\}} \{ p_{ij}(d_i^{(k)}, u_{ij}) \times P_{k+1}(d_i^{(k+1)}, u_{ij}) \} \quad k = \overline{s, r}, \quad (4.30)$$

де $d_i^{(k)}, d_i^{(k+1)}$ – суміжні вузли зв'язку для k -ї ділянки каналу;

P_k, P_{k+1} – «потенціали» (рівень ефекту) суміжних вузлів зв'язку для k -ї ділянки каналу;

u_{ij}^o – умовне оптимальне управління (напрямок) для k -ї ділянки каналу.

Розглянемо простіший чисельний приклад вибору оптимального маршруту на ІТМ, фрагмент якої умовно завданий «вузлами» ($s1, \dots, s9$) та ділянками мережі між даними вузлами, «вагою» яких є час передачі повідомлення між відповідними вузлами ІТМ (рис.4. 4).

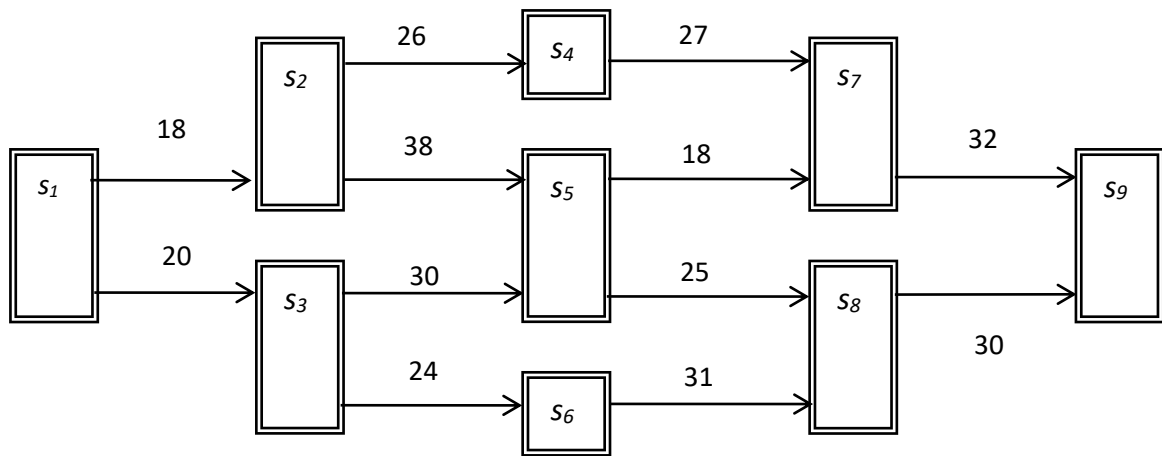


Рисунок 4. 4 - Транспортна мережа як орієнтований граф «сітьового» типу

Оптимальний маршрут показний ланцюгом неперервних дуг, що з'єднує початкову і кінцеву вершини графу. Потенціали вершин відповідають *мінімальній їх відстані від кінцевої вершини на оптимальному маршруті*. Мінімальна довжина оптимального маршруту, яка є «потенціалом» початкової вершини $T(s_1)$, була знайдена ще на етапі умовної оптимізації; вона дорівнює:

$$T(S^o) = T(x_1) = \sum_{ij \in S^o} \tau_{ij} = (20 + 30 + 18 + 32) = 100. \text{ [од. часу]} \quad (4.35)$$

Для передачі повідомлення вищої категорії терміновості потрібно обрати (оптимальний) маршрут, для якого сумарні витрати часу на передачу повідомлення по лініях зв'язку між абонентами (вузлами) мінімальні. Для завданої ІТМ складаємо напів-матрицю питомих витрат часу на передачу повідомлення по лініям зв'язку між суміжними вузлами:

$$T_{n \times n}(S) = \|\tau_{ij}\|_{n \times n} = \begin{bmatrix} & s_1 & s_2 & s_3 & s_4 & s_5 & s_6 & s_7 & s_8 & s_9 \\ s_1 & 0 & 18 & 20 & & & & & & \\ s_2 & & 0 & & 26 & 30 & & & & \\ s_3 & & & 0 & & 30 & 24 & & & \\ s_4 & & & & 0 & & & 27 & & \\ s_5 & & & & & 0 & & 18 & 25 & \\ s_6 & & & & & & 0 & & 31 & \\ s_7 & & & & & & & 0 & & 32 \\ s_8 & & & & & & & & 0 & 30 \\ s_9 & & & & & & & & & 0 \end{bmatrix}. \quad (4.31)$$

Аналіз похідних даних задачі свідчить про те, що множина можливих маршрутів $\{S\}$ між початковим вузлом s_1 і кінцевим вузлом s_9 є обмеженою (5 маршрутів), цільова функція за фізичним змістом («час передачі повідомлення по маршруту») є адитивною, а оптимальне рішення (оптимальний маршрут) повинне мінімізувати цільову функцію:

$$T(S^o) = \min_{\{S\}} T(S) = \sum_{(s_i, s_j) \subset S^o} \tau_{ij}^o, \quad S^o \subset \{S\}. \quad (4.32)$$

Тому застосовуємо **метод динамічного програмування для «просторової» задачі оптимального управління**. Починаємо вирішення задачі з етапу умовної оптимізації.

1. Знайдемо потенціали усіх вузлів ІТМ та відповідні до них оптимальні «крокові» напрямки, починаючи з кінцевого вузла і закінчуючи початковим.

2. Присвоюємо потенціалу кінцевого вузла значення $T(s_9) = 0$.

3. Тепер, користуючись похідними даними ІТМ рис.4.4, послідовно, починаючи з s_8 і закінчуючи s_1 , знайдемо потенціали решти вершин (вузлів) та умовні оптимальні напрямки із кожного вузла, обчислюючи їх по формулі функціоналу Беллмана для адитивної функції ефекту (4.27).

Маємо:

$$T(x_8, r_{89}) = \min (\tau_{89} + D(x_9) = 30 + 0 = 30) = 30$$

$$T(x_7, r_{79}) = \min (\tau_{79} + D(x_9) = 32 + 0 = 32) = 32$$

$$T(x_6, r_{68}) = \min (\tau_{68} + D(x_8) = 31 + 30 = 61) = 61$$

$$T(x_5, r_{57}) = \min \left\{ \begin{array}{l} \tau_{57} + D(x_7) = 18 + 32 = 50 \\ \tau_{58} + D(x_8) = 25 + 30 = 55 \end{array} \right\} = 50$$

$$T(x_4, r_{47}) = \min (\tau_{47} + D(x_7) = 57 + 32 = 59) = 59$$

$$T(x_3, r_{35}) = \min \left\{ \begin{array}{l} \tau_{35} + D(x_5) = 30 + 50 = 80 \\ \tau_{36} + D(x_6) = 24 + 61 = 85 \end{array} \right\} = 80$$

$$T(x_2, r_{24}) = \min \left\{ \begin{array}{l} \tau_{24} + D(x_4) = 26 + 59 = 85 \\ \tau_{25} + D(x_5) = 38 + 50 = 88 \end{array} \right\} = 85$$

$$T(x_1, r_{13}) = \min \left\{ \begin{array}{l} \tau_{12} + D(x_2) = 18 + 85 = 103 \\ \tau_{13} + D(x_3) = 20 + 80 = 100 \end{array} \right\} = 100. \quad (4.33)$$

Знайдені значення потенціалів D заносимо (жирним шрифтом) у клітини вузів на рис.4.5, відповідні до них «умовно оптимальні» і дуги (крокові напрямки), що виходять, позначаємо жирним шрифтом у системі (4.36), а на графі ІТМ (рис.4.5) неоптимальні дуги (крокові напрямки), що виходять, виділяємо сірим кольором, бо вони гарантовано не належать до оптимального маршруту і не повинні розглядатися (робимо їх штриховими) на етапі безумовної оптимізації – пошуку саме безумовного оптимального багатокрокового «управління» щодо перевodu об'єкта із початкового «стану» (вузла s_1) в кінцевий «стан» (вузол s_9) з максимальною ефективністю (з мінімальними витратами на перевід).

Таким чином, на етапі умовної оптимізації знайдений «потенціал» початкового вузла ІТМ, який є екстремальним значенням цільової функції, тобто дорівнює мінімальній протяжності оптимального маршруту. Усі похідні дані для етапу безумовної оптимізації містить ІТМ після умовної оптимізації (рис.4.5).

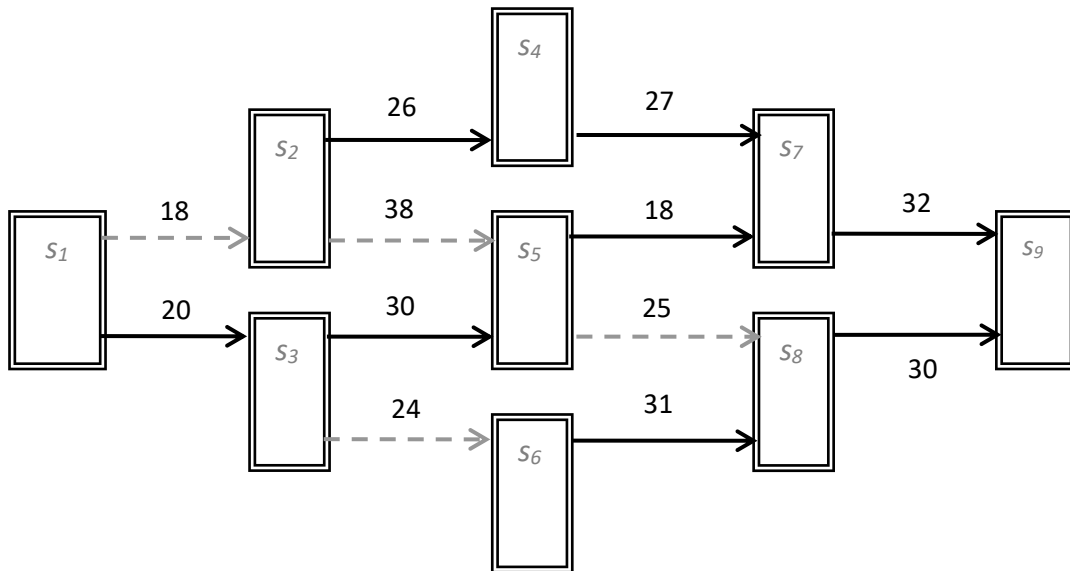


Рисунок 4.5 - Етап умовної оптимізації

Переходимо до *етапу безумовної оптимізації* – визначенню ділянок (дуг) з умовними оптимальними напрямками, які *належать тільки оптимальному маршруту*. Єдиний безумовний оптимальний маршрут, який починається із вузла (вершини) s_1 і закінчується в s_9 , складає, як видно з рис.4.6., така послідовність умовних оптимальних дуг (чи інцидентих до них вузлів) –

$$S^o = \langle r_{13}, r_{35}, r_{57}, r_{79} \rangle = \langle s_1, s_3, s_5, s_7, s_9 \rangle . \quad (4.34)$$

Особливістю даного методу ДП вибору маршруту, в порівнянні з евристичними методами аналізу потоків на мережах (Форда-Фалкерсона) та методом «гілок й границь», є одержання «вкладених» оптимальних рішень

(для усіх вузлів відносно кінцевого) та його простота при алгоритмічній реалізації.

Аналогічним чином вирішується задача вибору оптимального маршруту по іншому критерію – наприклад, максимуму ймовірності незайнятості ліній зв'язку маршруту, тобто ймовірності події, що канал передачі даного маршруту буде вільним.

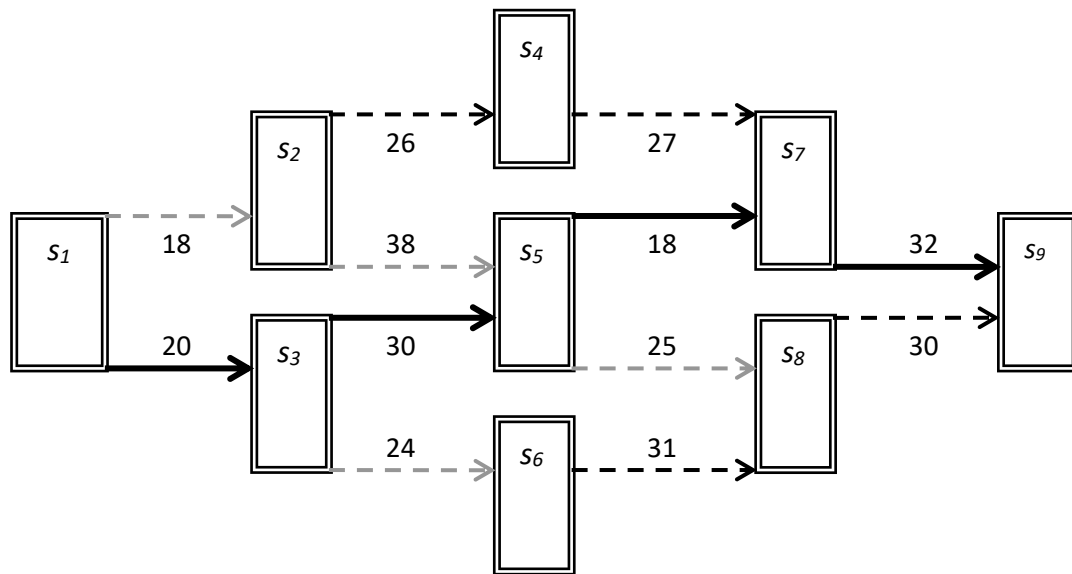


Рисунок 4.6 - Етап безумовної оптимізації

При цьому повинна бути відома матриця статистичних значень зайнятості ліній зв'язку ІТМ –

$$Q(S) = \|q_{ij}\|_{n \times n}, \quad (4.36)$$

а цільова функція буде мультиплікативною формою, яка мінімізується для оптимального маршруту –

$$Q(S^o) = \min_{\{S\}} Q(S) = \prod_{(si, sj) \in S^o} q_{ij}^o, \quad S^o \subset \{S\}. \quad (4.37)$$

Присвоюємо потенціалу кінцевого вузла значення, оскільки він, як співмножник добутку (4.37), не може бути нулем по фізичному змісту:

$$Q(s_9)=1. \quad (4.38)$$

На етапі умовної оптимізації обчислюємо потенціали вузлів по формулі функціоналу Беллмана для мультиплікативної функції (4.30), за допомогою яких визначаємо умовні оптимальні «крокові» напрямки (єдині лінії зв'язку), що виходять з даних вузлів.

На етапі безумовної оптимізації визначаємо, починаючи з вузла $s1$, ділянки маршруту (лінії зв'язку) з умовними оптимальними напрямками, які належать тільки оптимальному маршруту. Таким чином, алгоритми динамічного управління потоками інформації є найбільш ефективними при врахуванні як імовірності зайнятості ліній зв'язку, так й їх фактичного стану для складання найкоротшого по терміновості чи достатнього по пропускній спроможності каналу між абонентами. Зрозуміло, що вирішення подібних задач управління потоками на ІТМ потребує використання управляючих обчислюваних машин в центрах комутації ІТМ.

4.3. Задачі аналізу та оцінка навантаження інформаційно-телекомунікаційних мереж

Характеристики навантаження ІТМ АСУ інформаційними потоками пов'язуються з параметрами повідомлень. Розглянемо їх.

Вид повідомлення w – прикази, доповіді (підтвердження про одержання приказів, донесення про виконання приказів), інформація про стан виконавчих органів і сил НС, про наявність запасів ресурсів спеціального (зброя і військова техніка) і загального (енергоносії, матеріали, майно) призначення, службова інформація про стан вузлів і ліній зв'язку тощо.

Категорія терміновості q – визначає систему пріоритетів для передачі та обробки даних. Об’єм повідомлення l – його довжина у кількості символів.

Кожному повідомленню, яке передається із вузла d_i у вузол d_j , можна поставити, таким чином, у відповідність вектор повідомлення –

$$S = \langle a_i, a_j, w, q, l, t \rangle, \quad (4.31)$$

який і визначає фактичне навантаження ІТМ на ділянці (d_i, d_j) .

Кожний напрямок (a_r, a_s) характеризується наступними параметрами: ймовірність виникнення повідомлення з категорією терміновості q –

$$P_{sr}(q); \quad (4.32)$$

розподіл припустимих інтервалів між повідомленнями –

$$P_{rs}(t \leq t^{npun}); \quad (4.33)$$

густина потоку повідомлень, якщо потік – «простіший», з категорією терміновості q –

$$f_{rs}(q). \quad (4.34)$$

Результуюча густина приведенного потоку усіх категорій терміновості Q на напрямку (a_r, a_s) –

$$F_{rs} = \sum_{q \in Q} f_{rs}(q). \quad (4.35)$$

Середня кількість повідомлень, що поступає у мережу в одиницю часу від усіх джерел (абонентів) –

$$FS = \sum_{\{r,s\}} F_{rs}. \quad (4.36)$$

Навантаження ІТМ в цілому при кількості вузлів m характеризує матриця

$$\Phi_{m \times m} = \|F_{rs}\|_{m \times m}. \quad (4.37)$$

Задачі аналізу ІТМ виникають у випадку необхідності оцінити можливість використання існуючої ІТМ для АСУ, що створюється, під загрузку (4.37), а також при зміні характеристик інформаційних потоків АСУ в процесі її модернізації. При цьому *потрібно визначити матрицю фактичної пропускної спроможності ІТМ на напрямках, які завдані матрицею потрібного навантаження* -

$$C_{m \times m} = \|c_{rs}\|_{m \times m}. \quad (4.38)$$

Метод визначення пропускної спроможності ІТМ на кожному напрямку ґрунтується на обчисленні «найбільшого потоку у транспортній мережі» (ІТМ). Під ІТМ розуміють систему, призначену для пропускання потоків будь-якої природи (матеріальні потоки, потоки інформації). Математичною моделлю ІТМ є орієнтований зв'язний граф, який має єдину вершину (x_o) з інцидентними дугами, що з неї виходять («вхід мережі»), єдину вершину (x_k) з інцидентними дугами, що в неї заходять («вихід мережі»), і решту вершин ($x_i, i = \overline{1, m}$) з інцидентними дугами, одна частина яких в них заходе, а друга частина з них виходе («вузли мережі»). Кожна дуга має «вагу» ($c_j, j = \overline{1, n}$), яка зветься її «пропускною спроможністю».

Теорема про «найбільший потік» стверджує, що він не може бути більш а ніж пропускна спроможність ІТМ. Найбільшим завжди буде один з «повних» потоків, виникаючий при оптимальному розподілі рівня і напрямку частинних потоків по дугам ІТМ. Повний потік, який є «найбільшим», достатньо просто одержати за допомогою процедури послідовного завантаження «мінімальних» маршрутів на ІТМ. Спочатку на неорієнтованому графі ІТМ орієнтують дуги, що інцидентні вершинам (x_o, x_k), потім (перша ітерація) виділяють маршрут S_I з мінімальною пропускною спроможністю по критерію –

$$C(S_I) = \min_k \left(\min_{j \in S_I} c_j \right), \quad (4.39)$$

де k – кількість можливих маршрутів між вершинами (x_o, x_k) ;

c_j – пропускна спроможність ребра, що належить даному маршруту.

Потім «навантажують» маршрут S_1 умовним потоком –

$$\varphi_1 = C(S_1), \quad (4.40)$$

орієнтують ребра ІТМ, що належать даному маршруту (роблять їх дугами) і зменшують їх пропускну спроможність c_j на величину рівня потоку φ_1 , яким маршрут навантажений –

$$c_j^{(1)} := c_j^{(0)} - \varphi_1, \quad j \in S_1. \quad (4.41)$$

При цьому дуга з найменшою пропускну спроможністю стає «насиченою», тому її після даної ітерації умовно виключають з множини дуг графа.

Далі (друга ітерація) на модифікованій ІТМ (без насиченої дуги, яка навантажена потоком φ_1) визначають наступний маршрут S_2 , що має найменшу пропускну спроможність по критерію

$$C(S_2) = \min_k \left(\min_{j \in S_2} c_j \right), \quad (4.42)$$

і навантажують його потоком $\varphi_2 = C(S_2)$. Ітераційну процедуру продовжують ти тих пір, поки не залишиться а ні одного маршруту з ненасиченою дугою.

Повний потік, що навантажує ІТМ –

$$\varphi_{max} = \sum_{i=1}^k \varphi_i, \quad (4.43)$$

і буде обмежений шуканою пропускну спроможністю ІТМ.

Найбільший потік дозволяє також визначити процедура послідовного завантаження маршрутів з максимальною пропускну спроможністю. В деяких часткових випадках ознакою найбільшого потоку в ІТМ є насичення або дуг, що виходять із x_o , або дуг, що заходять у x_k . У тих випадках, коли напрямки потоків в дугах ІТМ є завданням, визначення пропускну спроможності ІТМ може бути зроблене методом оцінки продуктивності дуг

«розрізів» ІТМ. Під розрізом ІТМ розуміють сукупність дуг ІТМ, що входять у множину її вершин (вузлів), яка містить «вихід» ІТМ – вершину x_k .

Пропускною спроможністю «розрізу» ІТМ зовуть суму пропускних спроможностей дуг, які заходять у множину вершин, обмежену розрізом ІТМ.

Теорема Форда-Фалкерсона стверджує, що пропускна спроможність ІТМ дорівнює найменшій пропускній спроможності розрізу ІТМ.

Таким чином, алгоритм визначення пропускної спроможності ІТМ (саме ІТМ) наступний.

1) По ІТМ, яка завдана матрицею пропускних спроможностей ліній зв'язку

$$C = \|c_{ij}\|_{n \times n}, \quad (4.44)$$

складається ІТМ для напрямку (a_r, a_s) , де

$$x_o = a_r, \quad x_k = a_s, \quad (4.45)$$

яка відображається орієнтованим графом (матрицею суміжності вершин) –

$$S = \|s_{ij}\|_{n \times n}, \quad (4.46)$$

де кожний елемент матриці приймає наступні значення –

$$s_{ij} = +c_{ij}, \text{ якщо дуга спрямована від } x_i \text{ до } x_j;$$

$$s_{ij} = 0, \text{ якщо вершини } x_i, x_j \text{ не мають інцидентних дуг};$$

$$s_{ij} = -c_{ij}, \text{ якщо дуга спрямована від } x_j \text{ до } x_i.$$

2) Визначаються усі розрізи ІТМ та їх пропускні спроможності –

$$C(S_i) = \sum_{d \in S_i} c(d), \quad i = \overline{1, 2}, \quad (4.47)$$

де d – дуга, яка заходить у даний розріз.

3) Визначається пропускна спроможність ІТМ –

$$C(S) = \min_i C(S_i). \quad (4.48)$$

Операції (кроки) 1,2,3 повторюються для усіх напрямків (a_r, a_s) , завданих матрицею потрібного навантаження (4.37). В результаті для даної ІТМ виникає відповідна до (4.44) матриця фактичних пропускних спроможностей. Якщо для виконується для усіх напрямків ІТМ виконується умова –

$$f_{rs} \leq c_{rs}, \quad (4.49)$$

то дана ІТМ придатна для використання під навантаження Φ . У протилежному випадку ІТМ «добробляється» з метою підвищення пропускної спроможності окремих ліній зв'язку.

Нажаль, алгоритм Форда-Фалкерсона пов'язаний з громіздкою нестандартною процедурою визначення великої множини «розрізів» ІТМ (їх повного перебору) і не дає оптимального розподілу повного потоку по лініях зв'язку, тобто функції навантаження ІТМ повним потоком. Даного недоліку не має метод екстремальних частинних потоків, який враховує структуру ІТМ.

Структура ІТМ відображається математичною моделлю ІТМ – графом, вершинами якого є множина (вектор) «вузлів» X_n , а ребрами – множина (матриця) інцидентних до вершин «ліній зв'язку» $Y_{n \times n}$; звичайно граф завдається матрицею «суміжності» його вершин –

$$G(X, Y) = \|y_{ij}\|_{n \times n}. \quad (4.50)$$

Для певного «напрямку» зв'язку (a_r, a_s) , двохполюсного потоку на ІТМ, вектор X та відповідна до нього матриця Y упорядковуються відносно обраних «входу» й «виходу» ІТМ, тобто –

$$x_{ex} = a_r = x_I, \quad x_{eux} = a_s = x_n. \quad (4.51)$$

В результаті початковий граф трансформується у сітьовий граф S типу «гамак», на якому виникає певна кількість (m) маршрутів («шляхів») між входом й виходом ІТМ. Обмеженням для множини маршрутів є визначення орієнтації ребер (перетворення їх у дуги), яка повинна бути спрямована від

«входу» до «виходу» ІТМ і незмінна для усіх маршрутів. Структура даного графу надається матрицею «шляхи-дуги» –

$$V(W, Y) = \|v_{ij}\|_{m \times n}, \quad (4.52)$$

де v_{ij} – «вага» (наприклад, пропускна спроможність) j -го ребра, яке входить у i -й маршрут. Розкриємо дану матрицю –

$$V_{m \times n}(W, Y) = \begin{bmatrix} (y_1) & (...) & (y_j) & (...) & (y_n) \\ (w_1) & v_{11} & \dots & v_{1j} & \dots & v_{1n} \\ (w_i) & v_{i1} & \dots & v_{ij} & \dots & v_{in} \\ (w_m) & v_{m1} & \dots & v_{mj} & \dots & v_{mn} \end{bmatrix}. \quad (4.53)$$

Таким чином, для кожної стрічки w_i матриці V мінімальна «вага» певного ребра v_{ij} , яке входить в даний маршрут, і визначає максимальну пропускну спроможність даного маршруту, чи найбільший потік для нього –

$$C(w_i) = \min_j (v_{ij}) = \varphi_i, \quad i = \overline{1, n}. \quad (4.54)$$

Навантаження даного маршруту найбільшим потоком веде до «насичення» лінії зв'язку (ребра) з мінімальною пропускнуою спроможністю, а також до зниження пропускних спроможностей решти ліній зв'язку даного маршруту на рівень потоку його навантаження. Оскільки кожне ребро (лінія зв'язку) даного сітьового графу може належати декільком маршрутам одночасно, то зміна (зменшення) його пропускнуої спроможності потоком навантаження певного маршруту відповідно зменшує пропускну спроможність решти маршрутів. Це міркування лежить у основі ітераційного методу «екстремальних» потоків.

Алгоритм методу наступний.

1) На ІТМ виділяється «напрямок» зв'язку, і початковий (опорний) граф трансформується для даного напрямку у сітьовий граф (гамак) визначенням структурної матриці «маршрути-дуги» (4.52).

2) На матриці V обирається маршрут з «максимальною» пропускною спроможністю, яка дорівнює мінімальній пропускній спроможності дуги, що належить даному маршруту:

$$C(w_i) = \min_j (v_{ij}), \quad i = \overline{1, n}; \quad (4.55)$$

$$C(w_k) = \max_i C(w_i) = \phi^{(k)}. \quad (4.56)$$

3) Даний маршрут «умовно» навантажується «найбільшим» потоком (4.56); при цьому пропускна спроможність дуги маршруту, що стає насиченою, вичерпується і буде дорівнювати нулю. Тому в матриці присвоюємо пропускній спроможності даної дуги нульове значення, а пропускну спроможність решти дуг даного маршруту глобально зменшуємо на величину потоку на даному маршруті.

$$V = \|v_{ij}^{(k)} := v_{ij}^{(k)} - \phi^{(k)}\|_{m \times n} \quad (4.57)$$

4) Якщо на матриці ще є маршрути з ненульовою пропускною спроможністю, повторюємо ітераційну процедуру переходом на п.2.

5) Якщо потрібно знати пропускну спроможність даної ІТМ для решти напрямків, переходимо до п.1.

Даний метод, зокрема визначення пропускної спроможності ІТМ для завданого навантаження по напрямках, дозволяє для кожного напрямку визначити оптимальний розподіл навантаження максимальним потоком ліній зв'язку та вузлів ІТМ. Підкреслимо, що метод є здатним й для «найменших» потоків на кожній ітерації.

У додатку 2 розглянуто чисельний приклад.

Розв'язані приклади надають висновок, що евристика методу «мінімальних» потоків маршрутів дає краще рішення даної задачі. Але потрібний *універсальний метод, який гарантує одержання точного оптимального рішення, тобто такого розподілу потоків по маршрутах, який максимізує сумарний потік для даної ІТМ.* Тому вирішуємо задачу

ітераційним методом «дельта-потоків» (ДП), евристика якого ґрунтується на процедурі поступового (на кожній ітерації) навантаження усіх маршрутів разом потоками дискретної інтенсивності «дельта» (значення якої дорівнює точності завдання значень пропускної спроможності дуг ІТМ) до вичерпання пропускної спроможності усіх маршрутів.

Очевидно, максимальний потік дорівнюватиме сумі дельта-потоків на усіх ітераціях. Дана евристика спирається на фізичну аналогію процесу розподілу єдиного вхідного потоку, наприклад, в гідросистемі по усіх каналах різної пропускної спроможності даної системи, і який дорівнюватиме єдиному вихідному потоку.

Маємо вихідну матрицю «маршрути-дуги» для завданої в прикладі ІТМ –

$$V(W, Y) = \begin{vmatrix} & (y_1) & (y_2) & (y_3) & (y_4) & (y_5) & (y_6) & (y_7) & C(w) \\ (w_1) & 6 & & & 3 & & & 8 & 3 \\ (w_2) & 6 & & 5 & & 9 & & 8 & 5 \\ (w_3) & 6 & & 5 & & & 2 & & 2 \\ (w_4) & & 4 & & & 9 & & 8 & 4 \\ (w_5) & & 4 & & & & 2 & & 2 \end{vmatrix}$$

Оскільки значення ПС дуг (і маршрутів) завдані з дискретністю $\Delta = 1$, то дане значення обираємо як інтенсивність умовних потоків, якими навантажувється кожний маршрут –

$$\varphi := \Delta.$$

Початкове значення максимального потоку для ТС – $\Phi := 0$.

Ітерація 1

Навантажуюємо усі «ненульові» маршрути умовними дельта-потокami

$$\varphi_i = 1, i = \overline{1,5},$$

При цьому пропускна спроможність дуг, які одночасно належать декільком маршрутам, зменшиться на інтенсивність дельта-потoku, помножену на кількість маршрутів належності, тобто

$$c_j^{(i)} := c_j^{(i)} - \varphi_i, i = \overline{1, m},$$

що показано у верхній стрічці матриці для дуг $y_j, j = \overline{1, n}$.

$$\begin{array}{c} \left(\begin{array}{ccccccc} (y_1 - 3) & (y_2 - 2) & (y_3 - 2) & (y_4 - 1) & (y_5 - 2) & (y_6 - 2) & (y_7 - 3) & C(w) \\ (w_1) & 6 - 3 = 3 & & 3 - 1 = 2 & & & 8 - 3 = 5 & 3 \\ (w_2) & 6 - 3 = 3 & & 5 - 2 = 3 & 9 - 2 = 7 & & 8 - 3 = 5 & 5 \\ (w_3) & 6 - 3 = 3 & & 5 - 2 = 3 & & 2 - 2 = 0 & & 2 \\ (w_4) & & 4 - 2 = 2 & & 9 - 2 = 7 & & 8 - 3 = 5 & 4 \\ (w_5) & & 4 - 2 = 2 & & & 2 - 2 = 0 & & 2 \end{array} \right) \end{array}$$

Загальний потік навантаження ІТМ дорівнюватиме сумі потоків навантаження ненульових маршрутів ($m=5$) –

$$\Phi^{(1)} = \Phi^{(0)} + \sum_{i=1}^m \varphi_i (C_i > 0) = 0 + (m \times 1) = 5 \times 1 = 5.$$

Корегуємо наступну матрицю поточних пропускних спроможностей дуг і маршрутів. Якщо з'явилися «нульові» маршрути (саме w_3, w_5 через насичення дуги y_6), «вагу» дуг в даних маршрутах виключаємо з матриці. Маємо –

$$V(W, Y) = \left(\begin{array}{ccccccc} (y_1) & (y_2) & (y_3) & (y_4) & (y_5) & (y_6) & (y_7) & C(w) \\ (w_1) & 3 & & 2 & & & 5 & 2 \\ (w_2) & 3 & & 3 & 7 & & 5 & 3 \\ (w_3) & & & & & & & 0 \\ (w_4) & & 2 & & 7 & & 5 & 2 \\ (w_5) & & & & & & & 0 \end{array} \right)$$

Перевіряємо умову наявності невід'ємних маршрутів –

$$\text{чи } \in (C_i > 0, i = \overline{1, n})?$$

Оскільки умова виконується (маршрути w_1, w_2, w_4 є «невід'ємними»), продовжуємо ітераційну процедуру.

2 ітерація

Навантажуюмо усі «ненульові» маршрути умовними дельта-потокami

$$\varphi_1 = \varphi_2 = \varphi_4 = 1:$$

$$\begin{array}{c|cccccccc}
 & (y_1-2) & (y_2-1) & (y_3-1) & (y_4-1) & (y_5-2) & (y_6) & (y_7-3) & C(w) \\
 (w_1) & 3-2 & & & 2-1 & & & 5-3 & 2 \\
 (w_2) & 3-2 & & 3-2 & & 7-2 & & 5-3 & 3 \\
 (w_3) & & & & & & & & 0 \\
 (w_4) & & 2-1 & & & 7-2 & & 5-3 & 3 \\
 (w_5) & & & & & & & & 0
 \end{array}$$

Загальний потік навантаження ТС дорівнюватиме сумі потоків навантаження ненульових маршрутів ($m=3$) –

$$\Phi^{(2)} = \Phi^{(1)} + \sum_{i=1}^m \varphi_i (C_i > 0) = 5 + (3 \times 1) = 5 + 3 \times 1 = 8.$$

Корегуємо наступну матрицю поточних пропускних спроможностей дуг і маршрутів. Якщо з'явилися «нульові» маршрути, «вагу» дуг в даних маршрутах виключаємо з матриці (таких не з'явилося). Маємо –

$$V(W, Y) = \begin{array}{c|cccccccc}
 & (y_1) & (y_2) & (y_3) & (y_4) & (y_5) & (y_6) & (y_7) & C(w) \\
 (w_1) & 1 & & & 1 & & & 2 & 1 \\
 (w_2) & 1 & & 2 & & 5 & & 2 & 1 \\
 (w_3) & & & & & & & & 0 \\
 (w_4) & & 1 & & & 5 & & 2 & 1 \\
 (w_5) & & & & & & & & 0
 \end{array}$$

Перевіряємо умову наявності невід'ємних маршрутів –

$$\text{чи } \in (C_i > 0, i = \overline{1, n})?$$

Оскільки умова виконується (маршрути w_1 , w_2 , w_4 залишаються ще «невід'ємними»), продовжуємо ітераційну процедуру.

3 ітерація

Навантажуюмо усі «ненульові» маршрути умовними дельта-потокami

$$\varphi_1(\varphi_2) = \varphi_4 = 1.$$

Оскільки дуга y_1 «вагою» 1 належить двом шляхам w_1 і w_2 одночасно, то її навантаження одним насичуючим дельта-потокom $\varphi_1(\varphi_2) = 1$ робить пропускну спроможність обох шляхів рівною нулю.

$$\begin{array}{c|cccccccc}
 & (y_1-1) & (y_2-1) & (y_3-1) & (y_4-1) & (y_5-2) & (y_6) & (y_7-2) & C(w) \\
 (w_1) & (1-1=0) & & & (1-1=0) & & & (2-1=1) & 2 \\
 (w_2) & (1-1=0) & & (1-1=0) & & (5-1=4) & & (2-1=1) & 3 \\
 (w_3) & & & & & & & & 0 \\
 (w_4) & & 1-1=0 & & & 5-1=4 & & 2-1=1 & 3 \\
 (w_5) & & & & & & & & 0
 \end{array}$$

Загальний потік навантаження ІТМ дорівнюватиме сумі потоків навантаження ненульових маршрутів ($m=2$) –

$$\Phi^{(3)} = \Phi^{(2)} + \sum_{i=1}^m \varphi_i (C_i > 0) = 8 + m \times 1 = 8 + 2 \times 1 = 10.$$

Корегуємо наступну матрицю поточних пропускних спроможностей дуг і маршрутів. Якщо з'явилися «нульові» маршрути, «вагу» дуг в даних маршрутах виключаємо з матриці. Маємо:

$$V(W, Y) = \begin{array}{c|cccccccc}
 & (y_1) & (y_2) & (y_3) & (y_4) & (y_5) & (y_6) & (y_7) & C(w) \\
 (w_1) & 0 & & & 0 & & & 1 & 0 \\
 (w_2) & 0 & & 0 & & 4 & & 1 & 0 \\
 (w_3) & & & & & & & & 0 \\
 (w_4) & & 0 & & & 4 & & 0 & 0 \\
 (w_5) & & & & & & & & 0
 \end{array}$$

Перевіряємо умову наявності «невід'ємних» маршрутів –

$$\text{чи є } (C_i > 0, i = \overline{1, n})?$$

Оскільки умова не виконується (усі маршрути є «нульовими»), закінчуємо ітераційну процедуру.

Рішення задачі:

інтенсивність «максимального потоку» (пропускна спроможність) ІТМ на даному напрямку –

$$\Phi_{\max} = \Phi^{(3)} = 10;$$

розподіл навантаження по лініях зв'язку:

$$\begin{aligned}
y_1 &= 6 - 0 = 6 \\
y_2 &= 4 - 0 = 4 \\
y_3 &= 5 - 0 = 5 \\
y_4 &= 3 - 0 = 3 \\
y_5 &= 9 - 4 = 5 \\
y_6 &= 2 - 0 = 2 \\
y_7 &= 8 - 1 = 7.
\end{aligned}$$

Задачу оцінки можливостей існуючої ІТМ по навантаженню на чисельному прикладі розглянуто у додатку 3.

4.4. Задачі синтезу оптимальних інформаційно-телекомунікаційних мереж в умовах кризових ситуацій

Метою синтезу оптимальної ІТМ є побудова «мінімальної» мережі, достатньої для передачі потрібних потоків (4.37). Задачі оптимального синтезу ІТМ виникають при розробці АСУ, якщо немає можливості використовувати існуючі ІТМ.

Розглянемо метод синтезу ІТМ під навантаження будь-яким єдиним двохполюсним потоком F_{ij} із їх множини –

$$\Phi = \|F_{ij}\|_{n \times n}. \quad (4.58)$$

Синтез «мінімальної» (по потрібній пропускній спроможності) ІТМ ґрунтується на відображенні загального навантаження на ІТМ (4.1) у вигляді графа домінуючих потоків $D(F_{ij})$, який містить усі вершини-вузли, між якими здійснюється передача двохполюсного потоку.

При цьому в $D(F_{ij})$ віднімається найменший потік із решти потоків, в результаті чого початковий граф послідовно розкладається на суму графів з рівномірними потоками в кожному з них. Потім для кожного графу з рівномірними потоками синтезується відповідний граф-цикл з ребрами, продуктивність яких дорівнює половині «ваги» ребра початкового графу.

Такий граф-цикл забезпечує пропускання усіх потрібних потоків початкового графу.

Синтез «мінімальної» ІТМ полягає у накладенні «циклів» один на одного з складанням продуктивності їх ребер. Одержана мережа достатня для передачі кожного єдиного двохполюсного потоку із їх множини, як і ІТМ, що «повторює» початковий граф $D(F_{ij})$, але має значно меншу сумарну продуктивність ребер, а тому й вартість. Зрозуміло, що така мінімальна ІТМ не гарантує одночасної передачі багатопольсного потоку, завданого $D(F_{ij})$.

Таким чином, алгоритм синтезу «мінімальної» ІТМ методом Гоморі-Хоу полягає у наступному.

- 1) Строїться граф домінуючих потоків $D(X, F)$.
- 2) Початковий граф домінуючих потоків розкладається на суму графів з рівномірними потоками –

$$\begin{aligned} D(X, F) &\Rightarrow D_1(X_1, F_1) \cup D_2(X_1, F_2) \cup \dots \cup D_k(X_{k-1}, F_k) = \\ &= \bigcup_{i=1}^k (X_{i-1}, F_i). \end{aligned} \quad (4.59)$$

Тут: X – множина вершин початкового графу;

F – множина ребер початкового графу з розподілом їх «ваги»

$$F = \langle \varphi_j, j = \overline{1, n} \rangle; \quad (4.60)$$

F_i – множина ребер i -го графу з рівномірною «вагою» ребер

$$(\varphi)_i = \min_j \left\{ \varphi_j - \sum_{k=1}^{i-1} (\varphi)_k \right\}; \quad (4.61)$$

X_i – множина вершин i -го графу, що інцидентні його ребрам.

3) Заміна кожного i -го графу з рівномірними потоками графом-циклом на тій же множині вершин X_{i-1} з «половинною» вагою ребер –

$$D_i(X_{i-1}, F_i) \Rightarrow C_i\{X_{i-1}, F_i(\varphi_i/2)\}, \quad i = \overline{1, k}. \quad (4.62)$$

4) З'єднання (операція теорії графів) графів-циклів зі складанням «ваги» однойменних ребер –

$$C_1\{X, F_1(\varphi_1/2)\} \cup C_2\{X_1, F_2(\varphi_2/2)\} \cup \dots \cup C_k\{X_{k-1}, F_k(\varphi_k/2)\} = C(X_1, F_s). \quad (4.64)$$

5) Перевірка синтезованого «мінімального» графа на відповідність пропускній спроможності початковому графу.

Кінець

Приклад розглянутий у додатку 4.

4.5. Ефективність методів синтезу інформаційно-телекомунікаційних мереж

Ефективність ІТМ визначається як її продуктивністю – здатністю до потрібного навантаження Φ при мінімумі пропускної спроможності ліній зв'язку, достатньому для передачі домінуючих потоків, так і вартістю ІТМ (витратами R на створення ІТМ даної структури S) –

$$E_{IM} = \Phi(S)/R(S), \quad (4.65)$$

Структура S ІТМ визначається топологією ліній зв'язку між її вузлами

—

$$S = \|s_{ij}\|_{n \times n}, \quad (4.66)$$

де s_{ij} – лінія зв'язку між суміжними вузлами a_i, a_j ІМ.

Вартість ІТМ з певною топологією її структури складають витрати на створення «вузлів зв'язку» ІТМ та ліній зв'язку між ними певної пропускної спроможності та протяжності. Оптимізація розподілу мінімуму витрат на створення елементів потрібної інформаційної системи кожного вузла, яка нами була розглянута, потребує також оптимізації структури ліній зв'язку ІТМ для мінімізації витрат на її створення.

Вважаємо, що вартість кожної лінії зв'язку структури S ІТМ дорівнює –

$$\|r_{ij}(s_{ij})\| = (c_{ij} \times k_{ij} \times d_{ij})\|_{n \times n}, \quad (4.67)$$

де c_{ij} – пропускна спроможність (у кількості каналів зв'язку) багатоканальної лінії зв'язку;

k_{ij} – питома вартість передачі інформації одного каналу «одиницею» протяжності лінії зв'язку;

d_{ij} – загальна протяжність лінії зв'язку.

Виникає наступна задача синтезу структури ІТМ – на множині структур $\{S\}$, кожна з котрих

$$S = \|s_{ij}\|_{n \times n} \quad (4.68)$$

забезпечує потрібне навантаження ІТМ двополюсними потоками (критерій придатності) –

$$\Phi = \|f_{ij}\|_{n \times n}, \quad (4.69)$$

знайти таку (оптимальну) структуру –

$$S^o = \|s_{ij}^o\|_{n \times n}, \quad (4.70)$$

яка мінімізує витрати на створення ІМ (критерій оптимальності) –

$$R(S^o) = \min_{\{S\}} R(S) = \sum_{i,j} r_{ij}(s_{ij}^o). \quad (4.71)$$

Відмітимо, що мінімальна по Гоморі-Хоу ІТМ має оптимальну структуру, яка є рішенням даної задачі.

Контрольні запитання

1. Наведіть та розкрийте основні вимоги до передачі даних в АСУ ІТМ.
2. Розкрийте процес передачі повідомлення ІТМ АСУ та поясніть його за допомогою графу-дерева подій.
3. Наведіть структурні характеристики ІТМ АСУ. Назвіть методи для оцінки якості ІТМ. Наведіть чисельний приклад оцінки ІТМ.
4. Розкрийте суть алгоритму вибору оптимального каналу передачі повідомлення.
5. Розкрийте суть задачі аналізу та оцінки навантаження ІТМ та метод її рішення

5. ІНФОРМАЦІЙНО-ЛОГІЧНІ ПРИСТРОЇ (ПРОЦЕСОРИ) УПРАВЛІННЯ ПОТОКАМИ ІНФОРМАЦІЙНО- ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ МЕРЕЖ

5.1. Автоматизація управління як фактор підвищення ефективності систем інформаційно-телекомунікаційних мереж АСУ. Синтез пристроїв управління лінійними процесами

В ІТМ, які не є ергатичними системами (є засобом обміну інформацією в автоматизованій СУ – ергатичній людино-машинній системі АСУ), функції управління технологічними процесами (транзакціями) у вузлах транзакціями покладаються на пристрої автоматичного управління.

При технічному проектуванні ІТМ синтез виконавчої частини кожної функціональної конструктивної одиниці (КО) системи, як правило, є добре відпрацьованою формальною процедурою, але синтез управляючої частини даної КЕ пов'язаний з врахуванням неформальних, специфічних умов застосування конструктивної одиниці і потребує докладного розгляду.

Розглянемо алгоритмічний синтез програм і пристроїв управління процесами в ІТМ.

«Лінійними» є ТП, який складає послідовність у часі функціональних і логічних операцій; ЛП відрізняється від складного процесу «сітьового» типу, в якому одночасно може реалізуватися декілька простих процесів, логічно пов'язаних умовами «передування» та «несумісності». Управління «простими» (лінійними) технологічними процесами КОд даної інформаційній функції (транзакції) реалізується пристроями управління (ПУ), чи мікропроцесорами, які уявляють собою так звані дискретні автомати (ДА) з пам'яттю. Такі ДА можуть мати дві різних структури – ДА Мура і ДА Мілі.

Структурі ДА Мура відповідає система функціональних рівнянь

$$\left. \begin{aligned} z_i &= \varphi(x_i, z_{i-1}) \\ y_i &= \psi(z_i) \end{aligned} \right\}, \quad (5.1)$$

де z_{i-1} – стан ДА у попередній дискретний момент часу t_{i-1} ;

x_i – вхідне «слово» (ознака умови скінчення попередньої операції процесу від виконавчого пристрою) в поточний дискретний момент часу t_i ;

z_i – стан ДА, в який його переводє x_i ;

y_i – вихідне слово ДА (команда на початок відповідної подальшої операції процесу виконавчому пристрою) в момент часу t_i .

Структурі ДА Мілі відповідає система функціональних рівнянь

$$\left. \begin{aligned} z_i &= \Phi(x_i, z_{i-1}) \\ y_i &= \Psi(x_i, z_{i-1}) \end{aligned} \right\}, \quad (5.2)$$

де z_{i-1} – стан ДА у попередній дискретний момент часу t_{i-1} ;

x_i – вхідне «слово» (ознака умови ходу процесу) в поточний дискретний момент часу t_i ;

z_i – стан ДА, в який його переводє x_i ;

y_i – вихідне слово ДА (команда) в момент часу t_i .

Множина внутрішніх станів $\{z\}$ ДА представляється комбінаціями станів бінарних елементів пам'яті («двоїчним» кодом); вибором функцій (φ, ψ) ДА мура та (Φ, Ψ) ДА Мілі стає можливим забезпечити перетворення інформації, відповідно до потрібних правил, за допомогою даних структур ДА.

Алгоритмічний синтез ПУ на ґрунті ДА підрозділяється на два етапи – абстрактний і структурний синтез.

Абстрактний синтез ПУ полягає в одержанні абстрактної моделі ДА – графа станів і переходів. Для цього схема алгоритму управління «відмічається» символами станів ДА, і потім аналізуються переходи ДА у суміжні стани при усіх можливих вхідних словах (логічних умовах). Кожне вхідне слово x_i реально відповідає можливій комбінації логічних змінних контролю «умов» –

$$\langle p_i(\overline{p_i}), i = \overline{1, m} \rangle, \quad (5.3)$$

де p_i – значення логічної змінної при «істинності» i -ої умови контролю хода процесу;

$\overline{p_i}$ – значення логічної змінної при «хибності» i -ої умови.

Кожне вихідне слово y_i відповідає єдиній з команд управління, яку видає ПУ об'єкту управління:

$$\langle A_j, j = \overline{1, n} \rangle. \quad (5.4)$$

Для ПУ типу ДА Мура, як то прямує із (У.1), кількість станів ДА дорівнює кількості різних команд управління, тому на графі ДА його вершинами будуть

$$z_0(ПО, КО); z_1(A_1); \dots; z_n(A_n), \quad (5.5)$$

де стан z_0 відповідає початку операцій (ПО) і кінцю операції (КО) процесу управління. Кожна дуга графу ДА повинна відповідати можливому операційному переходу в схемі алгоритму і мати «вагу» – логічний вираз умови переходу ДА у суміжний стан. Для ПУ типу ДА Мілі, як то прямує із (5.2), кількість станів ДА дорівнює кількості різних команд управління, тому на графі ДА його вершини з'єднуються дугами відповідно

операційному переходу в схемі алгоритму і мають «вагу» – логічний вираз умови переходу ДА у суміжний стан та команду управління, яку видає ПУ при даному переході.

Структурний синтез ПУ полягає у побудові функціональної схеми ПУ і містить наступні кроки.

1) Вибір кількості і типу елементів пам'яті (ЕП).

Оскільки стани ДА надаються двоїчним кодом, то кількість ЕП для ДА Мілі і Мура при кількості їх станів m знаходиться по формулі –

$$N_{en} = E[\log_2 m]. \quad (5.6)$$

Звичайно в якості бінарних ЕП застосовуються тригери з установчими входами $R(1)$ та $S(0)$ і «прямим» $q(1)$ та «інверсним» $\bar{q}(0)$ виходами.

2) Складання логічних функцій управління ЕП.

Завчасно кожному стану ДА присвоюється його значення в двоїчному коді:

$$z_j = \langle q_n q_{n-1} \dots q_1 \rangle, \quad (5.7)$$

де кожне q приймає значення 1 або 0. Тоді у відповідності з першим рівнянням систем (5.1), (5.2) маємо –

$$\left. \begin{aligned} R_i &= \bigcup_{k=1}^m (\bar{q}_i)_{k-1} \cdot (q_i)_k \cdot (x_{k-1,k}), \quad i = \overline{1, m} \\ S_i &= \bigcup_{k=1}^m (q_i)_{k-1} \cdot (\bar{q}_i)_k \cdot (x_{k-1,k}), \quad i = \overline{1, m}. \end{aligned} \right\} \quad (5.8)$$

Тут m – кількість станів ДА;

$(k-1)$ – стан, з якого можливий перехід ДА у даний k -й стан;

$x_{k-1,k}$ – логічний вираз (слово) умови переходу;

$(q, \bar{q})_{k-1}$ – наявні стани ЕП для $(k-1)$ -го стану ДА;

$(q, \bar{q})_k$ – потрібні стани ЕП для (k) -го стану ДА.

3) Складання логічних функцій вихідних команд.

У відповідності до другого рівняння систем (5.1), (5.2) маємо:

для ДА Мура:

$$y_j = \bigcap_{i=1}^m q_i^{nomp}(z_j), j = A1, A2, \dots, KO, \quad (5.9)$$

де q_i^{nomp} – потрібний стан i -го ЕП відповідно до коду стану z_j ,

для ДА Мілі –

$$y_j = \bigcap_{i=1}^m q_i^{nomp}(z_{j-1}) \cdot \Psi_{j-1,j}, j = A1, A2, \dots, KO. \quad (5.10)$$

4) Синтез функціональної схеми ПУ.

Блок ЕП є їх простою сукупністю; логічний перетворювач ПУ синтезується у вигляді сукупності комбінаційних схем – вузлів формування усіх сигналів S, R, Y .

На цьому алгоритмічний синтез ПУ закінчується і здійснюється апаратний (схемний) синтез ПУ.

Розглянемо приклади синтезу ПУ типу ДА.

Нехай процес управління виконавчим пристроєм при транзакції повідомлення завданий наступною граф-схемою алгоритму (рис.5.1). Побудувати ПУ типу ДА Мура. Користуючись основним функціональним рівнянням ДА Мура (5.1), зробимо «відмітку» вершин функціональних операцій A (команд управління) граф-схеми алгоритму символами «станів» $(z_1 - z_5)$; початкова (ПО) і кінцева (КОд) вершини відмічені єдиним СИМВОЛОМ z_0 .

Виходи вершин логічних операцій P відмічаємо відповідними значеннями «так» (p) і «ні» (\bar{p}).

Даній граф-схемі алгоритму управління відповідає наступна логічна схема алгоритму (з відмітками z станів процесу переходів) –

$$L = (\underset{z_0}{ПО}) \underset{z_1}{p_1 \uparrow} \underset{z_1}{A_1} \underset{z_2}{\omega \uparrow \downarrow} \underset{z_2}{A_2} \underset{z_3}{p_2 \uparrow} \underset{z_3}{A_3} \underset{z_4}{\omega \uparrow \downarrow} \underset{z_4}{A_4} \underset{z_5}{\omega \uparrow \downarrow \downarrow} \underset{z_5}{A_5} \underset{z_0}{\downarrow} (\underset{z_0}{КО}). \quad (5.11)$$

Обираємо кількість елементів пам'яті для надання двоїчним кодом усіх 6 станів ДА –

$$N_{en} = E[\log_2 6] = 3. \quad (5.12)$$

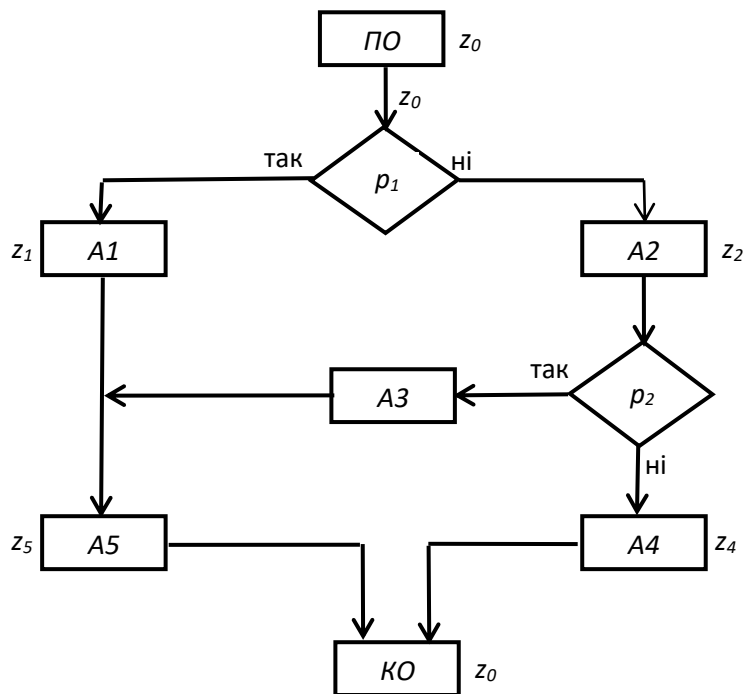


Рисунок 5.1 - Граф-схема алгоритму управління

Тут ω – оператор безумовного переходу.

В якості елементів пам'яті обираємо RS -тригери. Кодуємо стани ДА двоїчними числами (старші розряди попереду), наприклад:

$$z = \langle Q_3 Q_2 Q_1 \rangle,$$

де кожне Q може приймати бінарне значення $q(1), \bar{q}(0)$. Таким чином –

$$\begin{aligned} z_0 &\rightarrow \langle \bar{q}_3 \bar{q}_2 \bar{q}_1 \rangle \\ z_1 &\rightarrow \langle \bar{q}_3 \bar{q}_2 q_1 \rangle \\ z_2 &\rightarrow \langle \bar{q}_3 q_2 \bar{q}_1 \rangle \\ z_3 &\rightarrow \langle \bar{q}_3 q_2 q_1 \rangle \\ z_4 &\rightarrow \langle q_3 \bar{q}_2 \bar{q}_1 \rangle \\ z_5 &\rightarrow \langle q_3 \bar{q}_2 q_1 \rangle \end{aligned} \quad (5.13)$$

і складаємо граф станів і переходів ДА Мура (рис. 5.2).

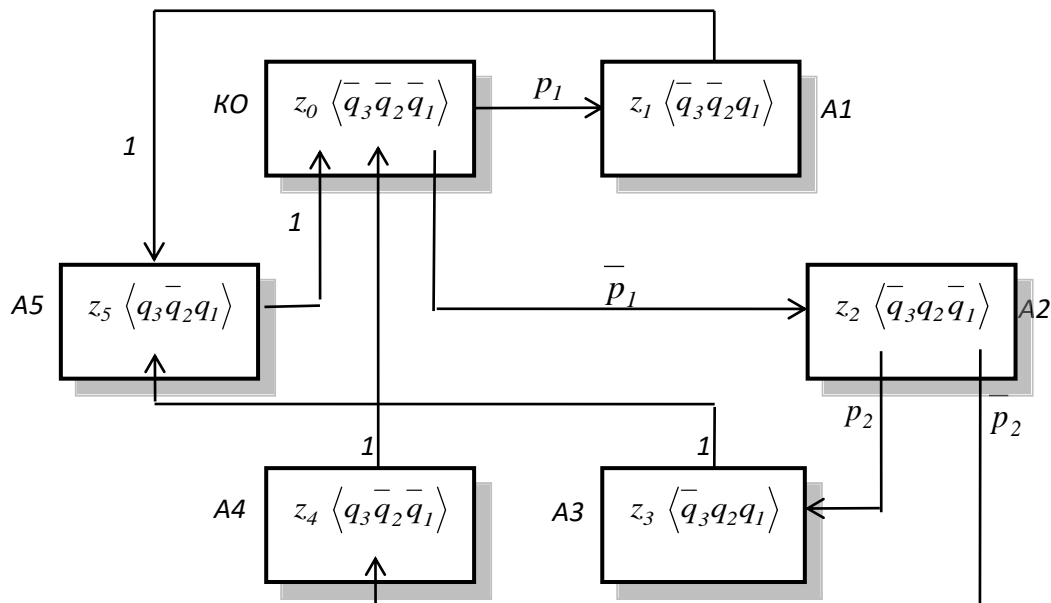


Рисунок 5.2 - Граф станів і переходів ПУ типу ДА Мура

Складаємо логічні вирази для функцій управління пам'яттю (R – перевід ЕП у стан q , S – перевід ЕП у стан \bar{q}) й мінімізуємо їх за правилами булевої алгебри:

$$\left. \begin{aligned} R1 &= \bar{q}_3 \bar{q}_2 \bar{q}_1 p_1 \cup \bar{q}_3 \bar{q}_2 \bar{q}_1 p_1 = \bar{q}_3 \bar{q}_1 (\bar{q}_2 p_1 \cup q_2 p_2) \\ S1 &= q_3 \bar{q}_2 q_1 \bar{1} \\ R2 &= \bar{q}_3 \bar{q}_2 q_1 \bar{p}_1 \\ S2 &= q_3 \bar{q}_2 q_1 \bar{1} \cup \bar{q}_3 \bar{q}_2 \bar{q}_1 \bar{p}_2 = \bar{q}_3 \bar{q}_2 (q_1 \cup \bar{q}_1 \bar{p}_2) = \bar{q}_3 \bar{q}_2 (q_1 \cup \bar{p}_2) \\ R3 &= \bar{q}_3 \bar{q}_2 \bar{q}_1 \bar{p}_2 \cup \bar{q}_3 \bar{q}_2 q_1 \bar{1} = \bar{q}_3 \bar{q}_2 (\bar{q}_1 \bar{p}_2 \cup q_1) = \bar{q}_3 \bar{q}_2 (q_1 \cup \bar{p}_2) \\ S3 &= q_3 \bar{q}_2 q_1 \bar{1} \cup q_3 \bar{q}_2 \bar{q}_1 = q_3 \bar{q}_2 (q_1 \cup \bar{q}_1) = q_3 \bar{q}_2. \end{aligned} \right\} \quad (5.14)$$

Складаємо логічні вирази для функцій вихідних команд:

$$\left. \begin{aligned} A1 &= \bar{q}_3 \bar{q}_2 q_1 \\ A2 &= \bar{q}_3 \bar{q}_2 q_1 \\ A3 &= \bar{q}_3 \bar{q}_2 q_1 \\ A4 &= q_3 \bar{q}_2 q_1 \\ A5 &= q_3 \bar{q}_2 q_1 \\ KO &= q_3 \bar{q}_2 q_1. \end{aligned} \right\} \quad (5.15)$$

Тепер можна побудувати функціональну схему ПУ (рис.5.3). Зовнішні сигнали – \bar{P} від програми-диспетчера ПУ верхнього рівня (як зняття сигналу «заборони» \bar{P}), сигнали контролю ($p_1, \bar{p}_1, p_2, \bar{p}_2$) – від об'єкту управління, команди управління ($A1$ – $A5$) – на об'єкт управління, K – на об'єкт управління та ПУ вищого рівня, C – сигнали синхронізації. Штриховою лінією умовно показана магістраль внутрішніх зв'язків (мвз) ПУ, $\&$ – кон'юнктори, U – диз'юнктори, T – RS -тригери.

ПУ с кодуванням станів (ДА Мура, Мілі) мають певні недоліки. Це:

виникнення «перегонів» між елементами пам'яті, які одночасно змінюють свій стан в процесі переходів ДА, що призведе до «ланцюга» проміжних станів і видачі хибних команд управління;

неможливість прямого використання ПУ для управління складними процесами «сітьового» типу (тільки для реалізації окремої «лінійної» гілки складного процесу).

Усунення перегонів ЕП приводе до ускладнення ПУ введенням вузлів тактової синхронізації тощо. Тому розглянемо синтез класу ПУ без кодування станів ДА. Для цього представимо керований процес системою логічних функцій «готовності» (команд початку операцій Π) –

$$\Pi_k = \bigcup_{j=0}^{n-1} K_j \cdot F_{jk}, \quad k = \overline{1, n}, \quad (5.16)$$

де Π – «команда» виконавчому пристрою на даної початок операції;

K – «дповідь» виконавчого пристрою про кінець попередніх операцій;

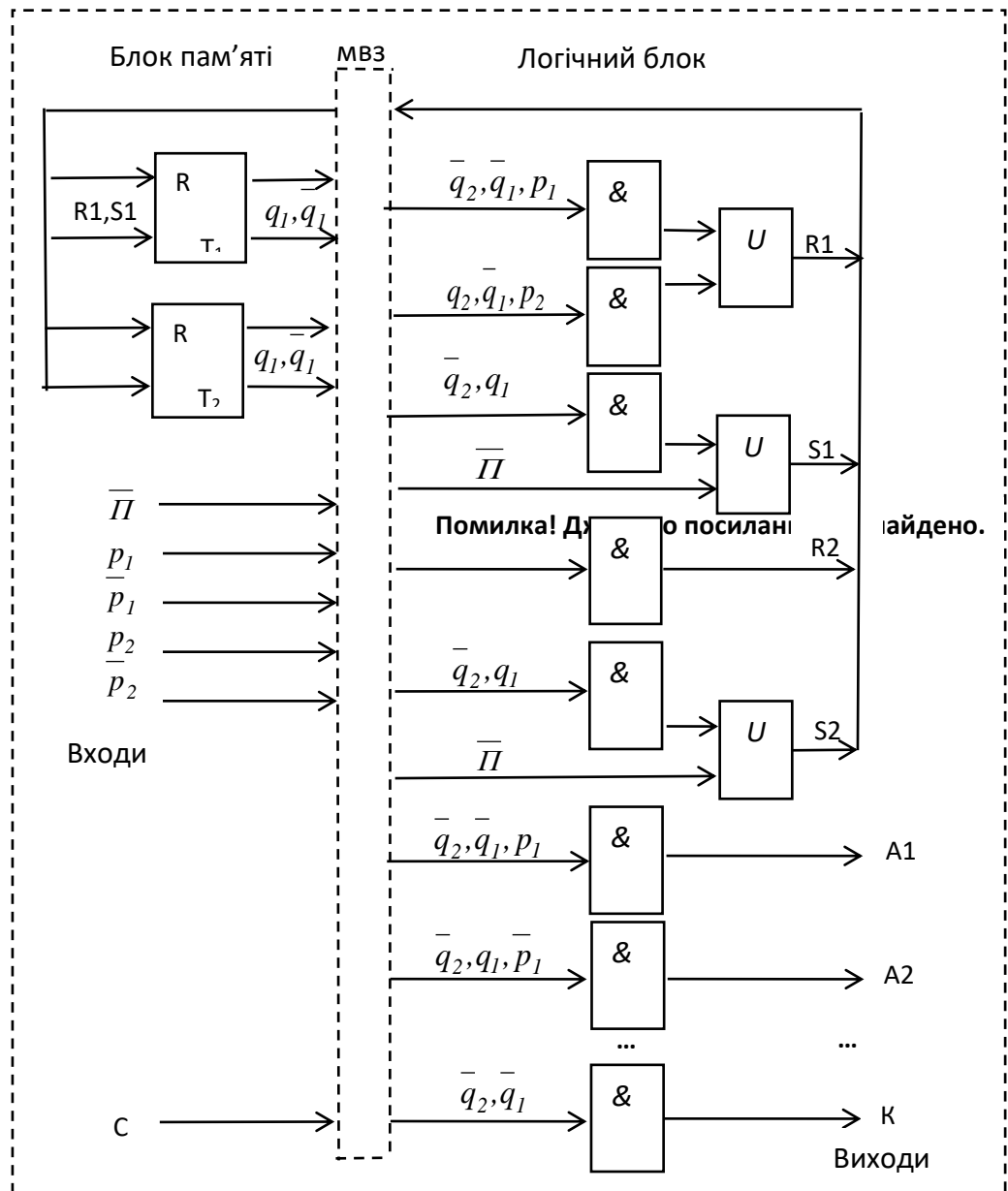


Рисунок 5.3 - Функціональна схема ПУ лінійним процесом

F – логічна функція умов «передування» й «несумісності» операцій складного процесу. Оберемо кількість ЕП, яка дорівнює кількості команд управління n і поставимо у відповідність кожному функціональному оператору Π збуджений стан «свого» елемента пам'яті. Тоді, очевидно, функції вихідних команд тотожно дорівнюватимуть значенням вихідних сигналів ЕП –

$$\Pi_j \equiv q_j, \quad \overline{\Pi}_j \equiv \overline{q_j}, \quad j = \overline{1, n}. \quad (5,17)$$

Функції управління для кожного бінарного ЕП (RS -тригера) при цьому безпосередньо знаходяться із системи (5.17) –

$$\left. \begin{aligned} R_j &= \bigcup_{i=0}^{n-1} K_i F_{ij}, \quad j = \overline{1, n} \\ S_j &= \bigcup_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^n L_k (F_{jk}), \quad j = \overline{1, n} \end{aligned} \right\}, \quad (5.18)$$

Причому логічна змінна L приймає значення :

$$L_k = \begin{cases} 1, & \text{якщо } F_{jk} \neq 0, \\ 0 & \text{– у протилежному випадку} \end{cases} \quad (5.19)$$

і відповідає початку наступної команди.

Синтез логічної частини даного ПУ полягає у побудові комбінаційних схем, що реалізують функції R, S, Π . Відмітимо істотну простоту алгоритмічного синтезу ПУ без кодування станів в порівнянні з синтезом ДА Мура, Мілі. Якщо в якості ЕП застосовуються елементи без самофіксації вхідних збуджень (на відзнаку від тригерів), то синтез вузлів управління пам'яттю полягає у реалізації функцій «включення»:

$$Q_j = (R_j) \cup (q_j \overline{R_j}), \quad j = \overline{1, n}, \quad (5.20)$$

що забезпечує «блокування» ЕП по R -входу і розблокування по S -входу. Підставляючи (5.18) у (5.19), маємо –

$$Q_j = \left(\bigcup_{\substack{i=0 \\ i \neq j}}^{n-1} K_i F_{ij} \right) \cup q_j \left(\bigcup_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^n L_k (F_{jk}) \right) = \left(\bigcup_{\substack{i=0 \\ i \neq j}}^{n-1} K_i F_{ij} \right) \cup q_j \left(\bigcap_{\substack{k=1 \\ k \neq j}}^n \overline{L_k} (F_{jk}) \right). \quad (5.21)$$

5.2. Синтез пристрою управління складним процесом сітьового типу

Найбільш простим рішенням при побудові ПУ для складного процесу «сітьового» типу може бути синтез «спеціалізованих» ПУ лінійними процесами для реалізації «гілок» складного процесу (між вузлами «мережі») та їх сполучення між собою в єдину систему – ПУ складним процесом. При цьому, однак, для спеціалізованих ПУ виникає необхідність у ПУ – диспетчері, який керує роботою спеціалізованих ПУ шляхом контролю логічних умов «вузлів» мережі щодо передування та несумісності операцій процесу. Крім того, ПУ з кодуванням мають структурну надлишковість щодо кількості ЕП та вузлів управління ними, як то витікає з (5.6) при округленні з надлишком.

Таким чином, в цілому автоматична СУ складним процесом стає неоптимальною по структурі і над коштовною. Особливістю складних процесів є те, що операції, які його складають, мають випадкову тривалість, і тому процес потребує асинхронного управління. Розглянемо синтез адаптивного (асинхронного) мультипрограмного ПУ для складного процесу сітьового типу.

Раніше було прояснено, що система логічних функцій «готовності» є також і формою надання алгоритму управління для процесів як лінійного, так і сітьового типу. Синтез асинхронного ПУ, що ґрунтується на представленні керованого процесу системою логічних функцій «готовності», складається з наступних кроків.

1) Визначення кількості ЕП, кожний з котрих фіксує «власну» змінну завершення відповідної операції в об'єкті управління (виконавчій частині СУ) – тобто кількість ЕП дорівнює кількості команд управління:

$$\langle K_j, j = \overline{1, n} \rangle; N_{en} = n. \quad (5.25)$$

В якості ЕП застосовуються бінарні елементи, наприклад, *RS*-тригери.

2) Визначення функцій управління пам'яттю; очевидно –

$$R_j \equiv K_j, S_j \equiv \overline{ПО}, j = \overline{1, n}, \quad (5.26)$$

де $ПО$ – «зовнішня» пускова команда із вищого ПУ на початок процесу.

3) Визначення функцій вихідних команд управління A ; полягає у підстановці у вираз логічних функцій «готовності» до початку операції Π

$$\Pi_k = \bigcup_{j=0}^{n-1} K_j \cdot F_{jk}, \quad k = \overline{1, n}$$

замість кожної змінної завершення операції K її еквівалента – вихідного сигналу ЕП, який фіксує дану змінну:

$$\Pi_k = \bigcup_{j=0}^{n-1} q_j \cdot F_{jk}, \quad k = \overline{1, n}. \quad (5.27)$$

4) Синтез логічної частини ПУ, яка реалізує функції системи (7.27); це – комбінаційні пристрої, виконані на логічних елементах «і», «чи», «ні».

У результаті виникає структура мультипрограмного ПУ (без кодування станів), що показана на рис.5.4.

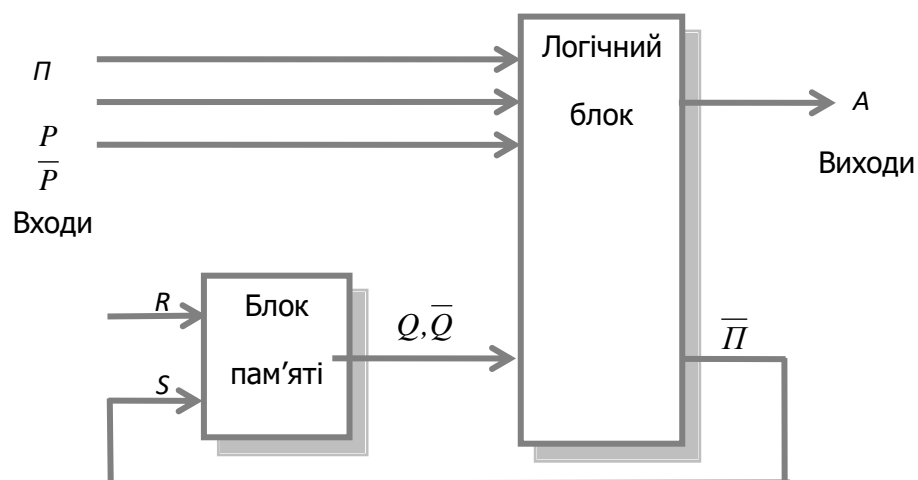


Рисунок 5.4 - Структура ПУ складним процесом сітьового типу

Таким чином, синтез адаптивного мультипрограмного ПУ складними процесами дозволяє обійтися без ПУ диспетчеризації, відрізняється простотою ПУ та його малою вартістю. Схема обміну інформацією, що прийнята, істотно впливає як на структуру ПУ, так і на структуру об'єкта управління.

Так, наприклад, для процесу з детермінованою тривалістю операцій не потрібно контролювати момент їх завершення (який відомий), тому відпадає необхідність у фіксації змінних завершення операцій, і вони виключаються із вхідної інформації, а із структури ПУ виключаються відповідні елементи пам'яті. При цьому сигнали «псевдо-завершення» формуються блоком програмованих затримок, що входить у склад ПУ.

Для «простих» об'єктів із ПУ видаються команди типу ДОЗВІЛ, котрі знімаються при виконанні відповідної операції в об'єкті. В цьому випадку для функцій (5.27) необхідно в кожній правій частині передбачити кон'юнктивний член \bar{q}_k , який приймає значення 0 при поступленні змінної завершення операції, по команді:

$$P_k = \left(\bigcup_{j=0}^{n-1} q_j \cdot F_{jk} \right) \bar{q}_k, \quad k = \overline{1, n}. \quad (5.28)$$

При цьому команда P_k «знімається» з входу ПУ. При управлінні «складним» комплексом об'єктів застосовуються пристрої зв'язку між ПУ і об'єктом; в цьому випадку в ПУ потрібні формувачі короточасних сигналів команд, пристрої запам'ятовування вхідної інформації.

Розглянемо приклад синтезу мультипрограмного ПУ (процесора) для управління «складним» процесом (сітьового типу), завданням логіко-математичною моделлю-графом на рис. 5.5.

На графі дугами A завдані операції процесу, вершинами X завдані стани процесу, функції контролю умов в кожному стані F є логічними

виразами, які містять логічні змінні завершення попередніх операцій K та змінні умов операційних переходів P .

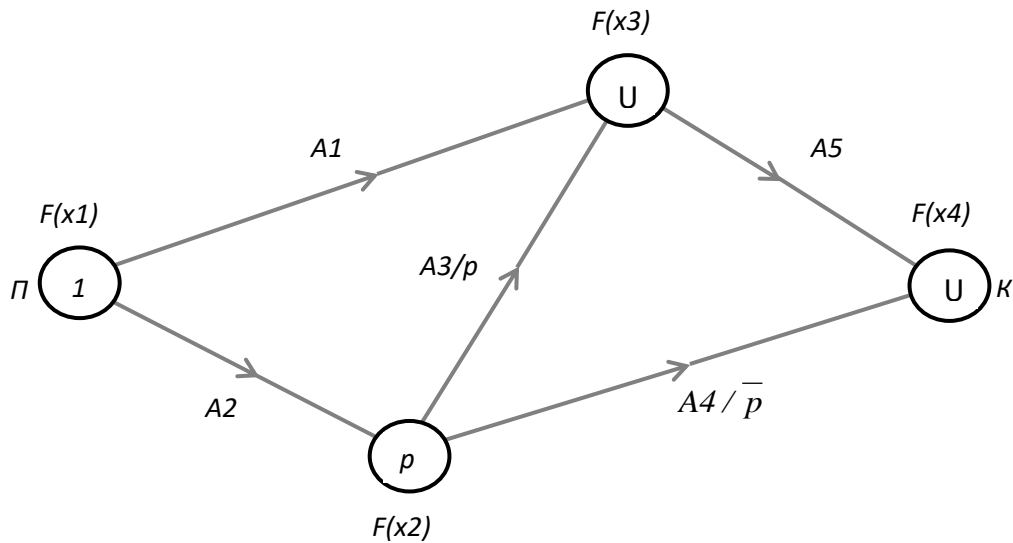


Рисунок 5.5 - Граф логічної структури складного процесу

1) Складаємо функції «готовності» для команд управління початком наступних операцій (згідно графу процесу):

$$\left. \begin{aligned} A1 &= F(x_1) = 1 \& \Pi \\ A2 &= F(x_1) = 1 \& \Pi \\ A3 &= F(x_2) = p \& K2 \\ A4 &= F(x_2) = \bar{p} \& K2 \\ A5 &= F(x_3) = K1 \cup K3 \\ K &= F(x_4) = K4 \cup K5. \end{aligned} \right\} \quad (5.28)$$

2) Обчислюємо кількість елементів пам'яті для фіксації змінних закінчення операцій і процесу:

$$N_{en} = N(A) + 1(\Pi(K)5 + 1) = 6. \quad (5.29)$$

В якості ЕП обираємо RS-тригери.

3) Складаємо логічні вирази для функцій управління ЕП:

$$R_j \equiv K_j, \quad S_j \equiv \overline{P}, \quad j = \overline{1,5} . \quad (5.30)$$

Із системи (5.28), з урахуванням відповідності станів ЕП

$$K_j \rightarrow q_j, j = \overline{1,5}; \quad K \rightarrow q_0 \quad (5.31)$$

маємо:

$$\left. \begin{aligned} A1 &= q_0 \& \overline{q_1} \\ A2 &= q_0 \& \overline{q_2} \\ A3 &= p \& q_2 \& \overline{q_3} \\ A4 &= \overline{p} \& q_2 \& q_4 \\ A5 &= (q_1 \cup q_3) \& \overline{q_5} \\ K &= (q_4 \cup q_5) \& \overline{q_0} \end{aligned} \right\} \quad (5.32)$$

Тут інверсні операнди \overline{q} потрібні для «зняття» вихідної команди A після завершення в об'єкті управління відповідної до неї функціональної операції процесу, тобто після приходу в ПУ логічної змінної завершення K . Функціональна схема мультипрограмного ПУ для складного процесу сітьового типу надана на рис.5.6.

Зрозуміло, що мультипрограмне ПУ придатне також без обмежень й для управління лінійними процесами, не потребує синхронізації та вільне від «перегонів», яки виникають через кодування станів ДА. Стала структура ПУ дозволяє керувати процесами відповідної до структури ПУ процесами, тобто є спеціалізованим.

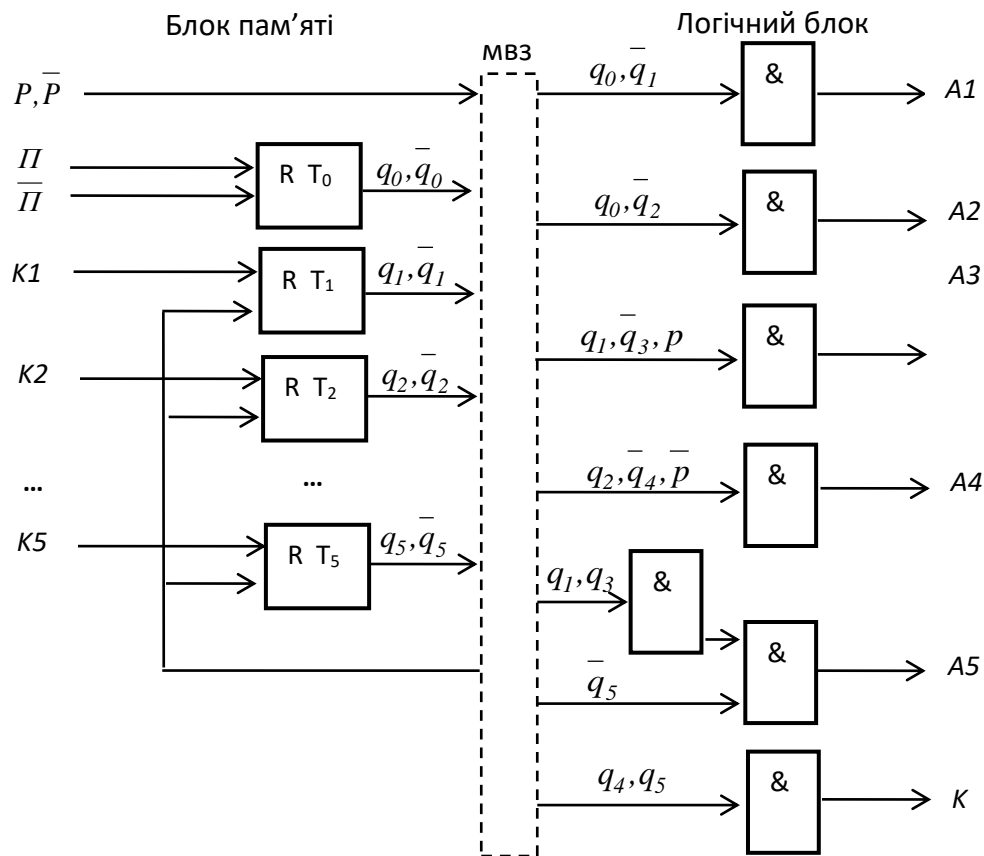


Рисунок 5.6 - Функціональна схема ПУ сітьовим процесом

5.3. Синтез оптимальної інформаційної системи обробки транзакцій

Надамо постановку типової задачі функціонального синтезу оптимальної інформаційної системи обробки транзакцій вузла ІТМ.

Нехай завданий процес транзакції повідомлення для «вузла» ІТМ (абонента, вузла зв'язку), модель якого (сітьовий граф) наданий на рис.5.7.

Загальна припустима тривалість транзакції $T=2.0$ умовних одиниць часу. Потрібно знайти мінімум витрат на створення апаратури інформаційної системи даної ланки і оптимальний план їх розподілу між функціональними пристроями, що реалізують операції процесу транзакції.

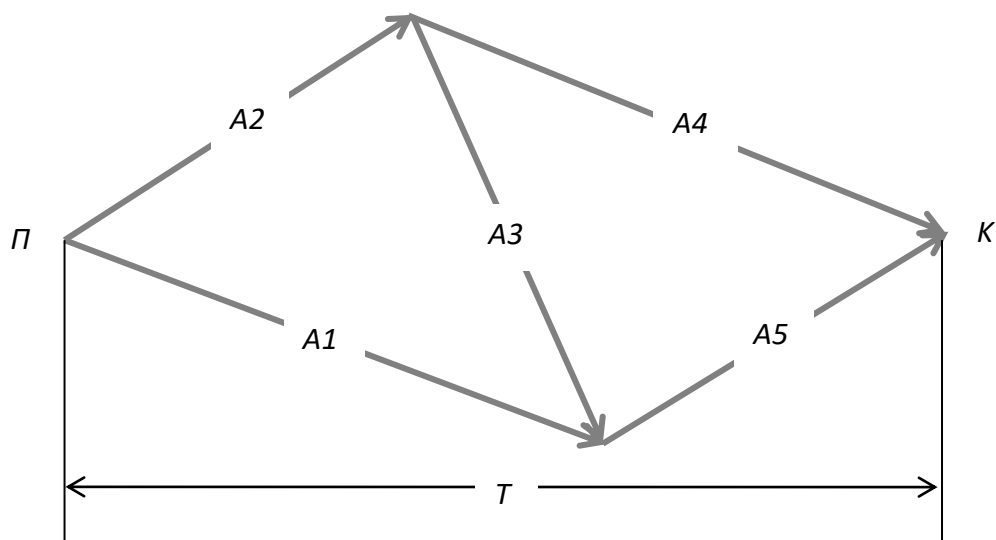


Рисунок 5.7 - Сітьовий граф процесу транзакції «вузла» ITM

Відомий зміст і трудомісткість операцій транзакції (табл.5.1)

Таблиця 5.1 Зміст та трудомісткість операцій транзакцій

Код операцій	Зміст операцій	Трудомісткість операцій (ω)
A1	Прийом кодограми із ліній зв'язку, декодування вхідної кодограми	16
A2	Відображення і документування інформації вхідної кодограми	25
A3	Логічна обробка адресної, смислової та цифрової частин кодограми.	12
A4	Відображення і документування інформації вихідної кодограми	36
A5	Кодування і передача у лінію зв'язку вихідної кодограми	9

На графі П – початковий стан процесу, К – кінцевий стан процесу.

Вважаємо, що кожен операцію виконує відповідний функціональний пристрій системи, для якого відома нормативна продуктивність роботи. Кількість різнофункціональних пристроїв, таким чином, $n = 5$. Планом розподілу витрат вважається вектор:

$$X = \langle x_j, j = \overline{1, n} \rangle, \quad (5.33)$$

де x_j – витрати на створення j -го пристрою (функціонального блока) системи. Загальні витрати на систему ланки при даному плані X , очевидно, дорівнюватимуть сумі компонент плану:

$$CS(X) = \sum_{j=1}^n x_j. \quad (5.34)$$

Як відомо, виконаний об'єм операції A (кількість «обробленої» інформації) є певною функцією нормативною продуктивністю a кількості одиниць ресурсу x за час τ складе:

$$A = \int_0^{\tau} a(x, t) \times dt. \quad (5.35)$$

Вважається, що за «малий» час транзакції завданого об'єму кількість «ресурсу» x функціонального пристрою та його «групову» продуктивність практично не змінюються, тобто –

$$a(x, t) \approx a(1) \times x, \quad (5.36)$$

де $a(1)$ – нормативна продуктивність 1 розрахункової одиниці (ро) ресурсу. Тому остаточно одержимо залежність, що пов'язує перелічені показники процесу –

$$A = \int_0^{\tau} a(x, t) \times dt \approx \int_0^{\tau} a(1) \times x \times dt = a(1) \times x \times \tau. \quad (5.37)$$

Таким чином, трудомісткість операції дорівнює трудовитратам пристрою, що її виконує, тобто –

$$\frac{A}{a(l)} = (x \times \tau) = \omega \text{ (од.ресурсу} \times \text{од.часу)}. \quad (5.38)$$

Це означає, що тривалість виконання завданого об'єму операції кожним пристроєм дорівнюватиме, як то прямує із (5.38.)–

$$\tau_j = (\omega_j / x_j), j = \overline{1, n}. \quad (5.39)$$

При для множини планів X розподілу ресурсу (витрат) на функціональні пристрої системи (5.33) виникає обмеження на їх припустимість, як то прямує із рис.5.3 – тривалість кожного «шляху» (ланцюга дуг операцій між $П, К$) на сітьовому графі повинна дорівнювати потрібній тривалості процесу:

$$\left. \begin{array}{l} \tau_1(x_1) + \tau_4(x_4) = T \\ \tau_1(x_1) + \tau_3(x_3) + \tau_5(x_5) = T \\ \tau_2(x_2) + \tau_5(x_5) = T \end{array} \right\} \quad (5.40)$$

Формально-змістова постановка основної (оберненої) задачі синтезу оптимальної інформаційної системи даної ланки ІМ – на множині планів розподілу витрат $\{X\}$ між функціональними пристроями системи на їх створення, кожний з котрих

$$X = \langle x_j, j = \overline{1, 5} \rangle \quad (5.41)$$

задовольняє систему обмежень (критерій придатності) –

$$\left. \begin{array}{l} \omega_1 / x_1 + \omega_4 / x_4 = T \\ \omega_1 / x_1 + \omega_3 / x_3 + \omega_5 / x_5 = T \\ \omega_2 / x_2 + \omega_4 / x_4 = T \end{array} \right\} \quad (5.42)$$

знайти такий (оптимальний) план

$$X^o = \langle x_j^o, j = \overline{1,5} \rangle, \quad X^o \subset \{X\}, \quad (5.43)$$

який мінімізує витрати на створення функціональних пристроїв системи потрібної швидкодії (критерій оптимальності):

$$CS(X^o) = \min_{\{X\}} CS(X) = \sum_{j=1}^5 x_j^o. \quad (5.44)$$

Через не лінійність (опуклість) залежності (5.39) система (5.42) є системою нелінійних рівнянь, цільова функція (5.44) – лінійна форма, тому в цілому дана задача належить до задач нелінійного опуклого програмування, яка вирішується методом невизначених множників Лагранжа (НМЛ). Оскільки система (5.42) містить 3 незалежних обмеження-рівняння, то кількість множників Лагранжа (кортеж вектору НМЛ) дорівнює ($m=3$) –

$$A = \langle \lambda_1, \lambda_2, \lambda_3 \rangle. \quad (5.45)$$

Складаємо функцію Лагранжа –

$$\begin{aligned} \Phi(X, A) = CS(X) + \sum_{i=1}^m \lambda_i \times \left\{ T - \sum_{j=1}^n \tau_j^{(i)} \right\} = \sum_{i=1}^5 x_i + \lambda_1 \{ T - \omega_1 / x_1 - \omega_4 / x_4 \} + \\ + \lambda_2 \{ T - \omega_1 / x_1 - \omega_3 / x_3 - \omega_5 / x_5 \} + \lambda_3 \{ T - \omega_2 / x_2 - \omega_5 / x_5 \}. \end{aligned} \quad (5.46)$$

Запишемо аналітичні умови існування «сідлової» точки функції (5.46):

$$\left. \begin{aligned}
\frac{\partial \Phi}{\partial x_1} &= 1 + (\lambda_1 + \lambda_2) \frac{16}{x_1^2} &= 0 \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_2} &= 1 + \lambda_3 \frac{25}{x_2^2} &= 0 \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_3} &= 1 + \lambda_2 \frac{12}{x_3^2} &= 0 \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_4} &= 1 + \lambda_1 \frac{36}{x_4^2} &= 0 \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_5} &= 1 + (\lambda_2 + \lambda_3) \frac{9}{x_5^2} &= 0 \\
\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_1} &= 2 - \frac{16}{x_1} - \frac{36}{x_4} &= 0 \\
\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_2} &= 2 - \frac{16}{x_2} - \frac{12}{x_3} - \frac{9}{x_5} &= 0 \\
\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_3} &= 2 - \frac{25}{x_2} - \frac{9}{x_5} &= 0.
\end{aligned} \right\} \quad (5.47)$$

Дана система алгебраїчних рівнянь є трансцендентною, тому знайдемо її рішення (X^o, \mathcal{L}^o) ітераційним методом спрямованого пошуку. Метод полягає у наступному.

Оскільки (X^o, \mathcal{L}^o) є координати сідлової точки у $(n+m)$ -мірному просторі, то «направляючим» обираємо вектор –

$$V = \left\langle -\frac{\partial \Phi}{\partial x_j}, j = \overline{1, n}; \frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_i}, i = \overline{1, m} \right\rangle = \langle V_a, V_g \rangle. \quad (5.48)$$

Компоненти кортежу вектора зі знаком «мінус» завдають напрямок антиградієнту V_a функції Лагранжа по змінним X , а компоненти зі знаком «плюс» – напрямок градієнту V_g функції Лагранжа по змінним \mathcal{L} .

В околі «стаціонарної» (сідлової) точки (X^o, \mathcal{L}^o) , де функція Φ а ні зростає, а ні зменшується, тобто похідні дорівнюють нулю, модуль направляючого вектору V :

$$\text{mod } V(X, A) = \sqrt{\sum_{j=1}^n \left(\frac{\partial \Phi}{\partial x_j} \right)^2 + \sum_{i=1}^m \left(\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_i} \right)^2} \quad (5.49)$$

тому буде теж близьким до нуля, що і є ознакою оптимальності точки-рішення.

Алгоритм ітераційного методу наступний.

1) Обирається початкова (ітерація $k=0$) представницька точка поточного рішення (з міркувань її можливих по фізичному змісту значень її координат) –

$$(X, A)_k. \quad (5.50)$$

Але вибір точки «начального наближення» не є тривіальною процедурою і повинен бути суворо обґрунтованим, інакше рішення задачі взагалі не буде знайдене (ітераційна процедура буде «розбіжною»).

Починаємо з опорного плану розподілу ресурсу. Наприклад, для «надлишкових» сумарних витрат $c(k)=125$ (од.вартості) при їх рівномірному розподілу «опорним» планом є вектор –

$$X_k \langle x_j = c(k)/n, j = \overline{1, n} \rangle = \langle 25, 25, 25, 25, 25 \rangle. \quad (5.51)$$

По фізичному змісту функції Лагранжа Φ кожний невизначений множник λ є «чутливістю» цільової функції до рівня відповідного обмеження і має розмірність (од.вартості/од часу):

$$\lambda_i = \frac{dC_i}{dT_i}, i = \overline{1, m}. \quad (5.52)$$

Достатньо коректним для процесу в цілому буде припущення про те, що згідно (5.37), справедливе приблизне співвідношення для витрат ресурсу, трудомісткості операцій та тривалості процесу –

$$C = \Omega / T. \quad (5.53)$$

Оскільки тепер (5.52) є:

$$\lambda = \frac{dC}{dT} = -\frac{\Omega}{T^2} = -\frac{98}{2^2} \approx -24, \quad (5.54)$$

то для «паралельних» шляхів процесу, тривалість котрих однакова і дорівнює $T=2$ (од. часу), початкові значення множників Лагранжа, згідно (5.54) будуть мати наступні значення:

$$A_k = \left\langle \lambda_i \approx -\frac{\Omega_i}{T^2}, i = \overline{1, m} \right\rangle = \langle -24, -24, -24 \rangle. \quad (5.55)$$

Зрозуміло, що дане опорне рішення не є оптимальним, і його ще треба знайти.

2) Призначається достатньо «мале» (близьке до нуля) потрібне значення модуля вектора eps і вводиться критерій належності поточної «представницької» точки (X, A) до околиці «сідлової» точки –

$$\text{чи } \{\text{mod} V(X, A) \leq eps\}? \quad (5.56)$$

3) Обирається також значення «кроку» зміни координат представницької точки $\Delta x, \Delta \lambda$ при переході в нову представницьку точку.

4) Починається ітерація ($k := k + 1$) покращення опорного (початкового) рішення.

Обчислюється кортеж направляючого вектора в поточній представницькій точці $(X, A)_k$ по формулах відповідно:

$$\left. \begin{aligned}
\frac{\partial \Phi}{\partial x_1} &= 1 + (\lambda_1 + \lambda_2) \frac{16}{x_1^2} \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_2} &= 1 + \lambda_3 \frac{25}{x_2^2} \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_3} &= 1 + \lambda_2 \frac{12}{x_3^2} \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_4} &= 1 + \lambda_1 \frac{36}{x_4^2} \\
\frac{\partial \Phi}{\partial x_5} &= 1 + (\lambda_2 + \lambda_3) \frac{9}{x_5^2} \\
\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_1} &= 2 - \frac{16}{x_1} - \frac{36}{x_4} \\
\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_2} &= 2 - \frac{16}{x_1} - \frac{12}{x_3} - \frac{9}{x_5} \\
\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_3} &= 2 - \frac{25}{x_2} - \frac{9}{x_5}
\end{aligned} \right\} \quad (5.57)$$

5) Обчислюється значення модуля направляющего вектора:

$$\text{mod } V(X, A) = \sqrt{\sum_{j=1}^n \left(\frac{\partial \Phi}{\partial x_j} \right)^2 + \sum_{i=1}^m \left(\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_i} \right)^2}.$$

6) Перевіряється умова критерію належності поточної «представницької» точки (X, A) до околиці «сідлової» точки:

$$\text{чи } \{\text{mod } V(X, A) \leq \text{eps}\}?$$

Якщо «так» (умова виконується), то оптимальне рішення знайдене і процедура закінчується.

Якщо «ні» (умова не виконується), потрібна наступна ітерація покращення поточного рішення.

7) Робиться «крок» в напрямку направляющего вектора уточненням координат представницької точки-рішення, а саме:

$$\left. \begin{aligned} (x_j)_k &:= (x_j)_{k-1} - \Delta x \cdot \left(\frac{\partial \Phi}{\partial x_j} \right)_{k-1}, j = \overline{1, n}; \\ (\lambda_i)_k &:= (\lambda_i)_{k-1} - \Delta \lambda \cdot \left(\frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_i} \right)_{k-1}, i = \overline{1, m}. \end{aligned} \right\} \quad (5.58)$$

8) Повторюється ітераційна процедура (перехід на п.4 алгоритму).

Оптимальне рішення – координати представницької точки після k -ї останньої ітерації $(X, \lambda)_k$. Екстремальне значення цільової функції – сума компонент вектора X_k .

Згідно даному алгоритму виконаємо ітераційну процедуру пошуку оптимального рішення даного контрольного прикладу.

Задаємося значеннями (для $k=0$) –

$$eps = 0.317 \text{ (} eps^2 = 0.1 \text{)}; \Delta x = 10; \Delta \lambda = 10.$$

Починаємо ітерацію пошуку оптимального рішення.

1 ітерація

1) Номер поточної ітерації $k := k + 1 = 0 + 1 = 1$.

Для представницької точки початкового наближення, заданої векторами (5.51), (5.56) обчислюємо компоненти направляючого вектора по системі формул (5.57); маємо:

$$\left. \begin{aligned} \left\langle \frac{\partial \Phi}{\partial x_j}, j = \overline{1, 5} \right\rangle_{k=1} &= \langle -0.229, 0.040, 0.539, -0.382, 0.309 \rangle \\ \left\langle \frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_i}, j = \overline{1, 3} \right\rangle_{k=1} &= \langle -0.08, 0.52, 0.64 \rangle. \end{aligned} \right\}$$

2) Обчислюємо значення квадрату модуля направляючого вектора по формулі (5.49):

$$(\text{mod } V)^2 = 1.22.$$

3) Перевіряємо виконання умови критерію досягнення околиці сідлової точки— оскільки нерівність $(1.22 \leq 0.1)$ не виконується, продовжуємо ітераційну процедуру. Переходимо в нову представницьку точку, обчислюючи її координати по формулах (5.25); маємо:

$$\left. \begin{aligned} X_{k=1} &= \langle 22.71, 25.40, 30.39, 21.18, 21.91 \rangle \\ A_{k=1} &= \langle -24.8, -19.8, -30.4 \rangle. \end{aligned} \right\}$$

4) Продовжуємо ітераційну процедуру аналогічним чином, переходячи до п.1 алгоритму.

Після **5 ітерації** маємо:

координати представницької точки:

$$\left. \begin{aligned} X_{k=5} &= \langle 18, 24, 15, 27, 16 \rangle \\ A_{k=5} &= \langle -16, -20, -21 \rangle. \end{aligned} \right\};$$

компоненти направляючого вектора –

$$\left. \begin{aligned} \left\langle \frac{\partial \Phi}{\partial x_j}, j = \overline{1,5} \right\rangle_{k=5} &= \langle -0.003, -0.139, -0.067, -0.037, 0.028 \rangle \\ \left\langle \frac{\partial \Phi}{\partial \lambda_i}, j = \overline{1,3} \right\rangle_{k=5} &= \langle 0.082, 0.004, 0.001 \rangle. \end{aligned} \right\}$$

квадрат його модуля:

$$(\text{mod} V)^2 = 0.033.$$

Оскільки умова критерію оптимальності рішення $(0.033 \leq 0.1)$ виконується, то ітераційна процедура закінчується.

Оптимальне рішення задачі :

план розподілу витрат (од. вартості) на функціональні пристрої системи –

$$X^o = X_{k=5} = \begin{cases} x_1^o = 18 \\ x_2^o = 24 \\ x_3^o = 15 \\ x_4^o = 27 \\ x_5^o = 16; \end{cases}$$

мінімальні сумарні витрати (од. вартості) на створення системи –

$$C(X^o) = \sum_{j=1}^5 x_j^o = 100.$$

Дана система буде мати швидкодію (тривалість процесу) $T=2$ од. часу.

Відмітимо, що вартість системи для «евристичного» (суб-оптимального) початкового плану була $c=125$ (од. вартості), тобто на 25% вище вартості системи для знайденого «оптимального» плану розподілу витрат на її створення.

Контрольні запитання

1. Сформулюйте задачу синтезу програм і пристроїв управління процесами в ІТМ.
2. Наведіть приклади синтезу пристрою управління типу дискретний автомат.
3. Розкрийте суть синтезу пристрою управління складним процесом сітьового типу.
4. Наведіть постановку типової задачі функціонального синтезу оптимальної інформаційної системи обробки транзакцій вузла ІТМ.
5. Наведіть та поясніть суть етапів ітераційного методу.

ВИСНОВОКИ

1. У навчальному посібнику розглянуто основний зміст процесу планування експериментів АСУ ІТМ.

2. Визначені вимоги до передачі даних в АСУ ІТМ. Розглянутий процес передачі повідомлення інформаційною мережею АСУ, наданий графом-деревом подій. Передачі даних оцінюється ймовірністю, оберненою до імовірності втрати інформації в ІТМ, тобто неохоронення її абонентом P_γ . Дана ймовірність є ймовірністю ненастання події s_2 , тобто:

$P_{IM}^H = 1 - p(s_2) = (1 - p_\gamma)$. Визначено результуючу ймовірність PS настання незалежних сприятливих подій. Відповідно правилам алгебри подій і теорії ймовірностей одержали –3.

$PS = p(s_4) + p(s_6) = (1 - p_\gamma)(1 - p_\gamma) + (1 - p_\gamma)p_\beta(1 - p_a)$. Даний показник при відомих ймовірностях $p_\omega, p_\beta, p_\gamma$ може служити для об'єктивної кількісної оцінки функціональної стійкості ІТМ.

3. Встановлено що всі повідомлення в ІТМ АСУ повинні бути формалізовані – формалізація повідомлень є умовою автоматизації як обміну інформацією, так і її обробки на комп'ютерних засобах автоматизації управління. Довжина (у двоїчному коді) частин кодограми: адресної частини – $n_a = E[\log_2 N]$, Загальна довжина кодограми повідомлення – $n = n_a + n_c + n_y + n_o$.

4. Розглянуті методи оцінки характеристик якості ІТМ у залежності від її структури. Структурні характеристики якості обміну інформацією для ІТМ, яка реально надається матрицею суміжності вершин графу – математичної моделі ІТМ:

$G(X) = \|x_{ij}\|_{m \times n}$, де x_{ij} – ребро (лінія зв'язку) між i -ю та j -ю вершинами графа (вузлами чи абонентами ІТМ), розраховуються для кожного напрямку (a_i, a_j) ІТМ відповідно до характеристик ліній зв'язку, що входять у тракт даного напрямку. Оскільки окремі ділянки тракту можуть бути надані у вигляді

послідовного чи паралельного з'єднання ліній зв'язку, то для оцих ділянок характеристики якості розрахунки проводяться по виведеним формулам.

5. Визначені алгоритми циркулярної передачі («хвиля») для передачі «повідомлень» (наказів) з вищою категорією терміновості в АСУ та наданий алгоритм управління щодо вибору оптимального каналу передачі повідомлення при якому витрати часу на передачу повідомлення між даними абонентами мінімальні (задача динамічного програмування з адитивною функцією ефекту). Функціональне рівняння Беллмана для етапу умовної оптимізації, адаптоване для даної задачі. Визначений оптимального маршруту на ІТМ з застосуванням методу динамічного програмування для «просторової» задачі оптимального управління. Знайдено потенціали усіх вузлів ІТМ та відповідні до них оптимальні «крокові» напрямки, починаючи з кінцевого вузла і закінчуючи початковим, обчислюючи їх по формулі функціоналу Беллмана для адитивної функції ефекту. Визначено що на етапі умовної оптимізації знайдений «потенціал» початкового вузла ІТМ, який є екстремальним значенням цільової функції, тобто дорівнює мінімальній протяжності оптимального маршруту. Усі похідні дані для етапу безумовної оптимізації містить ІТМ після умовної оптимізації. Особливістю даного методу ДП вибору маршруту, в порівнянні з евристичними методами аналізу потоків на мережах (Форда-Фалкерсона) та методом «гілок й границь», є одержання «вкладених» оптимальних рішень (для усіх вузлів відносно кінцевого) та його простота при алгоритмічній реалізації. Аналогічним чином вирішується задача вибору оптимального маршруту по іншому критерію – наприклад, максимуму ймовірності незайнятості ліній зв'язку маршруту, тобто ймовірності події, що канал передачі даного маршруту буде вільним.

6. Визначені характеристики навантаження ІТМ АСУ інформаційними потоками що пов'язані з параметрами повідомлень. Запропонована матриця

пропускної спроможності ІТМ на напрямках, які завдані матрицею потрібного навантаження -

$C_{m \times m} = \|c_{rs}\|_{m \times m}$. Наданий метод визначення пропускної спроможності ІТМ на

кожному напрямку що ґрунтується на обчисленні «найбільшого потоку у транспортній мережі» та Теорема про «найбільший потік». Визначено що повний потік, який є «найбільшим», достатньо просто одержати за допомогою процедури послідовного завантаження «мінімальних»

маршрутів на ІТМ. Повний потік, що навантажує ІТМ – $\varphi_{max} = \sum_{i=1}^k \varphi_i$, і

буде обмежений шуканою пропускною спроможністю ІТМ. Розроблений алгоритм визначення пропускної спроможності мережі методом екстремальних частинних потоків, який враховує структуру ІТМ.

Алгоритм ітераційного методу «екстремальних» потоків визначення пропускної спроможності ІТМ для завданого навантаження по напрямках, дозволяє для кожного напрямку визначити оптимальний розподіл навантаження максимальним потоком ліній зв'язку та вузлів ІТМ.

7. Наведено приклад розв'язання задачі синтезу оптимальних ІТМ . Метод синтезу «мінімальної» (по потрібній пропускній спроможності) ІТМ ґрунтується на відображенні загального навантаження на ІТМ у вигляді графа домінуючих потоків $D(F_{ij})$, який містить усі вершини-вузли, між якими здійснюється передача двохполюсного потоку та полягає у накладенні «циклів» один на одного з складанням продуктивності їх ребер. Наданий алгоритм синтезу «мінімальної» ІТМ методом Гоморі-Хоу.

8. Вивчені інформаційно-логічні пристрої (процесори) управління потоками інформаційно-телекомунікаційних мереж у кризовій ситуації. Розглянуто алгоритмічний синтез програм і пристроїв управління процесами в ІТМ що полягає у побудові функціональної схеми ПУ на ґрунті ДА двох

етапів – *абстрактний і структурний синтез* і визначені всі кроки його розв’язання та подальший апаратний синтез.

9. Розглянуті питання синтезу пристрою управління складним процесом сітьового типу – синтез асинхронного ПУ, що ґрунтується на представленні керованого процесу системою логічних функцій «готовності», та визначений склад кроків розв’язання. Обґрунтовано що синтез адаптивного мультипрограмного ПУ складними процесами дозволяє обійтися без ПУ диспетчеризації, відрізняється простотою ПУ та його малою вартістю. Розглянуто приклад синтезу мультипрограмного ПУ (процесора) для управління «складним» процесом (сітьового типу), завданням логіко-математичною моделлю-графом, що підтверджує науково-практичні результати.

10. Наведено схему розв’язання задачі функціонального синтезу оптимальної інформаційної системи обробки транзакцій вузла ІТМ при загальній припустимій тривалості транзакції $T=2.0$ умовних одиниць часу. Було знайдено рішення про мінімум витрат на створення апаратури інформаційної системи даної ланки і оптимальний план їх розподілу між функціональними пристроями, що реалізують операції процесу транзакції системи потрібної швидкодії (критерій оптимальності). Застосовано ітераційний метод спрямованого пошуку. Приведений алгоритм ітераційного методу згідно якому виконано ітераційну процедуру пошуку оптимального рішення контрольного прикладу.

11. Наведено приклад визначення вартості системи для «евристичного» (суб-оптимального) початкового плану, яка є $c=125$ (од. вартості), тобто на 25% вище вартості системи для знайденого «оптимального» плану розподілу витрат на її створення.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. С.О. Довгий, О.Я. Савченко, П.П. Вроробієнко. Сучасні телекомунікації: мережі, технології, економіка, управління, регулювання. – К.: Український видавничий центр, 2002.
2. Беркман Л.Н., Копійка О.В. Теоретичні основи методології синтезу інформаційно-комунікаційних систем / Л.Н. Беркман, О.В. Копійка // Телекомунакаційні та інформаційні технології. – 2014. - № 4. – С.12-19.
3. Згуровский М.З., Панкратова Н.Д. Системный анализ. Проблемы, методология, приложение. – К: Наук. думка, 2005. – 744 с.
4. Копійка О.В. Проектування служби управління даними для ІТ-інфраструктури / О.В.Копейка // Системи управління, навігації та зв'язку: наукове періодичне видання. – 2014. - №2(30). – С.105-109.
5. Л.М. Буката, Л.В. Глазунова. Чисельні методи та моделювання на ЕОМ: Навчальний посібник. – Ч. 1. – Модуль 2 / Буката Л.Н., Глазунова Л.В. – Одеса: ОНАЗ ім. О.С. Попова, 2013. – 84 с.
6. Фельдман Л. П. Чисельні методи в інформатиці / Л. П. Фельдман, А. І. Петренко, О. А. Дмитрієва. – К. : ВНУ, 2006. – 480 с.
7. Поповський В.В. Математичні основи теорії телекомунікаційних систем; Под. ред. В.В. Поповського., - Харків «Компанія СМІТ», 2006.
8. Чисельні методи: Навчальний посібник. / Волонтир Л.О, Зелінська О.В., Потапова Н.А., Чіков І.А., Вінницький національний аграрний університет. – Вінниця: ВНАУ, 2020 – 322 с
9. Задачин В.М., Конюшенко І.Г. Чисельні методи: Навчальний посібник. Вид. ХНЕУ ім. С. Кузнеця, 2014. 180 с.
10. Копча-Горячкіна Г.Е. Чисельні методи в інформатиці. Навчальнометодичний посібник. Частина 1. Ужгород: Видавництво Закарпатського державного університету. 2011. 76 с.

11. Лященко М.Я., Головань М.С. Чисельні методи: Підручник. К.:Либідь. 1996. 288с.
12. Математичне моделювання телекомунікаційних систем та мереж: навчальний посібник / Є.М. Чернихівський. - Львів: Видавництво Львівської політехніки, 2011. - 272 с.

ПРЕДМЕТНИЙ ПОКАЖЧИК

Автоматизована система управління	17
Алгоритм	48
Вибору оптимального каналу передачі повідомлення	48
Ітераційного методу	69
Управління потоками	25
Хвильовий	26
Аналіз	7
Експеримент	6
Інформаційно-телекомунікаційна мережа	95
Канал зв'язку	21
Комутаційна система	21
Комутація	25
Каналів	25
Повідомлень	25
Метод	6
Визначення пропускної спроможності	34
Динамічного програмування	29
Екстремальних потоків	37
Ітераційний метод	39
Дельта-потоків	40
Синтезу ІТМ	44
Гоморі-Хоу	45
Невизначених множників Лагранжа	67

Мережа передачі даних	18
Магістраль передачі даних	21
Оптимізація	12
Безумовна	33
Оптимальний маршрут	28
Потік	35
Повний	35
Найбільший	35
Програмне управління	17
Синтез	7
Теорема Форда-Фалкерсона	36

Навчальне видання

Копійка Олег Валентинович
Субач Ігор Юрійович
Микитюк Артем В'ячеславович

**СПЕЦІАЛЬНІ РОЗДІЛИ
ТЕОРІЇ ЧИСЕЛЬНИХ МЕТОДІВ:
ТЕОРІЯ ТА ПРАКТИКА ЗАСТОСУВАННЯ В
ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЙНИХ ТА КОМП'ЮТЕРНИХ
СИСТЕМАХ**

Навчальний посібник

*В авторській редакції
Надруковано з оригінал-макета замовника*

*Інститут спеціального зв'язку та захисту інформації
Національного технічного університету України
«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»
вул. Верхньоключова, 4, м. Київ, Україна
тел. 204-91-51*