

*МАРКОВСЬКИЙ О.П.,
ІВАНОВ Д.Г.,
ВЕЛИКИЙ М.М.,
НЕВДАЩЕНКО М.В.*

МЕТОД РЕЗЕРВУВАННЯ ТА ПРИСКОРЕНОГО ВІДНОВЛЕННЯ ДАНИХ В СИСТЕМАХ ЇХ ВІДДАЛЕНОГО ЗБЕРІГАННЯ

В статті запропоновано метод резервування і відновлення даних користувачів, що зберігаються на віддалених вузлах. Розроблений метод дозволяє відновлювати дані в ситуаціях, що найчастіше зустрічаються на практиці: при втраті доступу до трьох довільних носіїв. Детально описані математична ідея методу та процедура відновлення фрагментів даних з трьох носіїв, доступ до яких втрачено. Розроблена процедура відновлення ілюструється прикладами. Наведені теоретичні та експериментальні оцінки ефективності запропонованого методу.

In paper the method of reservation and recovering of user data stored on remote memory units is proposed. Developed method makes it possible to recover data for frequent occurrence in practice situation: in case of access loosing for any three storage devices. The mathematical idea of proposed method and procedure for recovering of data fragments from three access lost storage devices are described in details. A numerical example for developed recovering procedure are given. The theoretical and experimental estimations of proposed method effectiveness are given.

Вступ

Поступальний розвиток технології комп'ютерної обробки інформації нерозривно пов'язаний з проблемою забезпечення високого рівня надійності всіх компонентів обчислювальних систем, в тому числі засобів зберігання даних на носіях. Високі темпи зростання можливостей систем передачі даних та прогрес мережових технологій дозволили в останнє десятиліття вийти на якісно новий рівень розвитку комп'ютерних систем, визначальною особливістю якого стала можливість віддаленого надання обчислювальних ресурсів широкому колу користувачів. Розподілені системи зберігання та обробки інформації дозволяють гнучко концентрувати значні за обсягом обчислювальні ресурси на вирішення прикладних задач, значно розширюючи можливості ефективного використання комп'ютерних технологій в усіх сферах людської діяльності.

В останнє десятиліття широкого розповсюдження набули розподілені системи віддаленого зберігання інформації користувачів. Такі системи дозволяють ефективно використовувати об'єм носіїв, сконцентрованих в рамках вузлів зберігання інформації і забезпечують якісно новий рівень надійності зберігання даних. Динамічне розширення використання прогресив-

них технологій віддаленого надання широкому колу користувачів ресурсів потужних комп'ютерних систем вимагає вирішення низки проблем, чільне місце серед яких займає задача забезпечення надійності доступу до даних в розподілених системах їх віддаленого зберігання.

Ключовими чинниками ефективності розподілених систем віддаленого зберігання інформації користувачів є забезпечення високої надійності та неперервності доступу до даних. Втрата доступу до даних може бути спричинена як втратою, з тих чи інших причин, даних на носіях, так і тимчасовою неможливістю доступу до вузла зберігання даних, зумовленою, здебільшого, перевантаженням вузла або мережі. З ростом кількості користувачів систем віддаленого зберігання їх інформації проблема забезпечення неперервності віддаленого доступу до даних загострюється.

Для того, щоб в повній мірі реалізувати потенціал прогресивних технологій розподіленого віддаленого зберігання інформації, потрібні нові методи резервування та забезпечення доступності даних в таких системах.

Таким чином, проблема підвищення ефективності систем резервування та відновлення даних користувачів при їх віддаленому зберіганні

є актуальною для сучасного етапу розвитку інформаційних технологій.

Огляд та аналіз існуючих засобів резервування та відновлення даних

Висока надійність зберігання даних на віддалених від користувача вузлах зумовлена можливістю ефективного застосування в них технологій резервування та відновлення даних. Проблема відновлення даних, що досліджується в роботі, фактично лежить в рамках загальної тенденції забезпечення живучості комп'ютерних систем і їх компонентів на мікро і макро рівнях в умовах динамічного зростання їх складності

До теперішнього часу створено низку методів резервування та відновлення даних при їх віддаленому зберіганні [1-6].

В якості критеріїв ефективності систем резервування найчастіше виступають:

- обчислювальна складність процедури відновлення даних з використанням резервних носіїв;
- кількість носіїв (КВ), дані з яких можуть бути відновлені в разі втрати доступу до них;
- відношення кількості резервних носіїв (КР) до числа носіїв, дані з яких можуть бути відновлені ($=КР/КВ$).

Найбільшого розповсюдження на практиці здобули технології резервування та відновлення, створені в рамках системи RAID [1]. Якщо перші системи RAID-1 резервування створені на основі простого дублювання даних, то більш розвинуті версії, включаючи RAID-10, передбачають використання корегуючих та erasure-кодів [2]. На відміну від корегуючих кодів, характерною особливістю останніх є те, що локалізація втрачених даних відома. Оскільки ця умова виконується для більшості систем віддаленого зберігання даних на дискових накопичувачах, то саме erasure-коди вважаються [3] найбільш ефективними в рамках зазначених вище критеріїв для відновлення даних.

Подібно корегуючим кодам, можна виділити лінійні та циклічні erasure-коди [4]. Недоліком перших вважається високе значення коефіцієнту надмірності резервування при відновленні даних з більшого ніж один числа носіїв. Фактично, залежність між кількістю резервних носіїв та кількістю тих, дані з яких можуть бути відновлені носить нелінійний характер. Процес відновлення зводиться до розв'язання систем лінійних рівнянь, що визначає складність процесу відновлення.

Циклічні erasure-коди, що, в своїй більшості, являють собою модифікації кодів Ріда-Соломона, побудовані на основі алгебри полів Галуа і забезпечують менший, в порівнянні з лінійними кодами, рівень надлишковості, проте мають високу часову складність процесу відновлення.

При віддаленому зберіганні даних користувача вони розподіляються по окремим вузлам зберігання інформації. В рамках окремого вузла організовано розподілення даних по носіях, доступ користувачів до даних, їх захист, резервування в разі втрати доступу до одного або декількох носіїв.

Загальною рисою більшості з відомих технологій відновлення даних з носіїв, до яких втрачено доступ є те, що вони реалізовані в рамках окремого вузла зберігання інформації. Це означає, що в разі втрати доступу до вузла в результаті тимчасового виходу його з ладу, перевантаження, вірусної атаки, відключення від мережі, техногенних або природних катаклізмів, відомі механізми відновлення даних або доступу до них для конкретного користувача не спрацьовують [4].

Вказаний недолік виключається при застосуванні методів резервування, які передбачають розділене зберігання основної та резервної інформації. Зокрема, в роботі [5] запропоновано метод резервування та відновлення даних, відмінністю якого є формування відновлюючого коду у вигляді сум за модулем 2 даних користувача з однойменних носіїв всіх вузлів, на яких зберігається його інформація, а також суми за модулем 2 попарних поліноміальних добуток даних користувача з усіх можливих пар однойменних носіїв всіх вузлів, за рахунок чого досягається можливість відновлення даних користувача при постійній або тимчасовій втраті доступу до окремого вузла зберігання інформації, або при втраті доступу до двох будь-яких носіїв різних вузлів, на яких зберігаються дані користувача з використанням теоретично мінімальної кількості додаткових носіїв.

Проте згаданий метод принципово обмежує кількість носіїв, дані з яких можуть бути відновлені двома.

Окремим різновидом лінійних erasure-кодів можна розглядати діагональні коди [6]. Ці коди передбачають представлення інформації користувача у вигляді матриці, рядки якої співвідносяться з носіями, і формування резервних кодів у вигляді логічних сум стовпців, а також розташованих під різними кутами висхідних та

низхідних діагоналей матриці, що забезпечує можливість рекурсивного відновлення даних без розв'язання систем рівнянь за рахунок чого зменшується обчислювальна складність процедури відновлення даних та досягається теоретичний мінімум надлишковості резервування. Фактично, діагональні коди за рахунок спеціальної системи обчислення резервних кодів забезпечують зведення задачі відновлення даних з декількох носіїв до рекурсивного виконання відновлення даних з одного носія. Саме це забезпечує теоретичний мінімум надлишковості резервування і простоту обчислювальної реалізації процесу відновлення даних.

З іншого боку, рекурсивний характер відновлення даних зумовлює основний недолік методу діагональних кодів - для відновлення окремого фрагменту даних потрібно відновити весь попередній об'єм інформації, що передує йому. Це зумовлює необхідність для відновлення фрагменту даних отримання через Інтернет і обробки значної за обсягом інформації з усіх носіїв, на яких зберігаються дані користувача. Відповідно, процес відновлення навіть невеликого за обсягом фрагменту даних потребує значних затрат часу.

Для усунення вказаного недоліку ефективного методу відновлення даних з обмеженої кількості віддалених носіїв потрібно розробити спеціальні методи.

Таким чином, відомі методи резервування даних при їх віддаленому зберіганні мають обмежену ефективність, зумовлену тим, що вони не забезпечують високої швидкості відновлення доступу до фрагментів даних в типових для практики ситуаціях, коли об'єм фрагменту значно менший за інформаційну ємність носія.

Ціль досліджень полягає в підвищенні оперативності відновлення доступу до даних, що зберігаються на віддалених носіях за рахунок зменшення об'єму інформації та складності обчислень, що потребуються для відновлення окремого фрагменту даних.

Метод відновлення даних з носіїв

вузла, до якого втрачено доступ

Інформація користувача зберігається на m віддалених носіях. Інформація на кожному з них може розглядатися як така, що складається з n фрагментів. Поняття фрагменту не прив'язано до певної фізичної природи і фрагментом може бути сектор жорсткого диску або

блок інформації довжина якого співпадає з розрядністю процесора. Відповідно кожен j -ий фрагмент, $j \in \{1, \dots, n\}$, i -го віддаленого носія може бути позначений як $s_{i,j}$. Тоді інформація користувача, що зберігається на віддалених носіях може бути представлена у вигляді матриці S :

$$S = \begin{pmatrix} s_{1,1} & s_{1,2} & \dots & s_{1,n} \\ s_{2,1} & s_{2,2} & \dots & s_{2,n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ s_{m,1} & s_{m,2} & \dots & s_{m,n} \end{pmatrix}$$

В такій матриці кожен стовбець містить однойменні фрагменти всіх носіїв, а рядок – фрагменти одного носія.

Для відновлення інформації з трьох довільних віддалених носіїв до яких втрачено доступ пропонується спеціальний метод. Метод потребує використання чотирьох резервних носіїв.

Призначення методу є підвищення швидкості відновлення конкретних фрагментів віддалених носіїв, до яких був втрачений доступ.

Метод передбачає, що всі однойменні фрагменти кожного віддаленого носія розділяються на блоки розміром p , $p \in \{m-2, \dots, n\}$. Відповідно кожний h -ий блок, $h \in \{1, \dots, n/p\}$, може бути позначений як B_h . Ці блоки незалежні і можуть відновлюватись окремо, і навіть паралельно. Тоді інформація в h -му блоку може бути представлена у вигляді матриці B_h :

$$B_h = \begin{pmatrix} s_{1,1+(h-1) \cdot p} & s_{1,2+(h-1) \cdot p} & \dots & s_{1,h \cdot p} \\ s_{2,1+(h-1) \cdot p} & s_{2,2+(h-1) \cdot p} & \dots & s_{2,h \cdot p} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ s_{m,1+(h-1) \cdot p} & s_{m,2+(h-1) \cdot p} & \dots & s_{m,h \cdot p} \end{pmatrix}$$

Запропонований метод дозволяє відновлювати будь-який блок даних носіїв до яких втрачено доступ незалежно від інших. Тому, для спрощення викладу методу, не відступаючи від принципу узагальнення, можна розглядати метод відносно задачі відновлення першого блоку всіх носіїв, кількістю не більше 3-х, до яких втрачено доступ:

$$B_1 = \begin{pmatrix} s_{1,1} & s_{1,2} & \dots & s_{1,p} \\ s_{2,1} & s_{2,2} & \dots & s_{2,p} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ s_{m,1} & s_{m,2} & \dots & s_{m,p} \end{pmatrix}$$

Для відновлення даних використовуються чотири резервних носія, дані на яких пропонується формувати наступним чином.

Фрагменти першого резервного носія, позначені як $d_{1,1}, d_{1,2}, \dots, d_{1,p}$, пропонується формувати з фрагментів, що належать висхідним діагоналям матриці, а формально як суму за модулем два фрагментів, сума індексів яких перевищує на 1 порядковий номер фрагмента першого носія:

$$\forall j \in \{1, \dots, m\}: d_{1,j} = \bigoplus_{q=1}^j s_{j-q+1,q} \quad (1)$$

$$\forall j \in \{m+1, \dots, n\}: d_{1,j} = \bigoplus_{q=1}^m s_{m-q+1,q+j-m} \quad (2)$$

Фрагменти другого резервного носія, позначені як $d_{2,1}, d_{2,2}, \dots, d_{2,p}$, пропонується формувати з фрагментів, що належать низхідним діагоналям матриці, а формально як суму за модулем два фрагментів, модуль різниці індексів яких дорівнює модулю різниці кількості віддалених носіїв і порядкового номера фрагмента другого носія:

$$\forall j \in \{1, \dots, m\}: d_{2,j} = \bigoplus_{q=1}^j s_{m-j+q,q} \quad (3)$$

$$\forall j \in \{m+1, \dots, n\}: d_{2,j} = \bigoplus_{q=1}^m s_{q,j-m+q} \quad (4)$$

Фрагменти третього резервного носія, позначені як $d_{3,1}, d_{3,2}, \dots, d_{3,p}$, пропонується формувати з фрагментів, що належать стовбцям матриці, а формально як суму за модулем два однойменних фрагментів всіх інформаційних носіїв:

$$\forall j \in \{1, \dots, n\}: d_{3,j} = \bigoplus_{q=1}^m s_{q,j} \quad (5)$$

Фрагменти четвертого резервного носія, позначені як $d_{4,1}, d_{4,2}, \dots, d_{4,m-2}$, пропонується формувати з фрагментів, що належать ламаним діагоналям з p елементів матриці, а формально як суму за модулем два фрагментів, модуль різниці індексів яких дорівнює модулю різниці кількості віддалених носіїв і суми порядкового номера фрагмента четвертого носія та розміру блоку або модулю різниці порядкового номера фрагмента четвертого носія і суми кількості віддалених носіїв та розміру блоку:

$$\forall j \in \{1, \dots, m-2\}: d_{4,j} = \bigoplus_{q=1}^{m-j} s_{q,j+q+p-m} \oplus \bigoplus_{q=1}^j s_{m-q+1,p-j+q-1} \quad (6)$$

При формуванні фрагментів четвертого резервного носія передбачена виключна ситуація за умови $p=m-2$. За цієї умови перший, позначений як $d_{4,1}$ і останній, позначений як $d_{4,m-2}$,

фрагменти утворюються за наступними формулами.

Перший фрагмент четвертого резервного носія, пропонується формувати з фрагментів, що належать ламаній діагоналі з $m-1$ елементів матриці, а формально як суму за модулем два фрагментів, модуль різниці індексів яких дорівнює модулю різниці розміру блоку збільшеного на одиницю і кількості віддалених носіїв або сума індексів яких дорівнює сумі кількості віддалених носіїв і розміру блоку зменшеного на одиницю:

$$j = 1: d_{4,1} = \bigoplus_{q=1}^{m-2} s_{q+1,q+p-m+2} \oplus s_{m,p-1} \quad (7)$$

Останній фрагмент четвертого резервного носія пропонується формувати з фрагментів, що належать ламаній діагоналі з $m-1$ елементів матриці, а формально як суму за модулем два фрагментів, модуль різниці індексів яких дорівнює модулю різниці 2 і розміру блоку або сума індексів яких дорівнює розміру блоку збільшеного на двійку:

$$j = m-2: d_{4,m-2} = s_{1,p-1} \oplus \bigoplus_{q=1}^{m-2} s_{m-q,q+p-m+2} \quad (8)$$

Запропонований порядок формування фрагментів резервних носіїв може бути ілюстровано прикладом, який зображено на рис. 1 та рис. 2. В рамках цього прикладу вважається, що загальна кількість віддалених носіїв дорівнює семи ($m=7$), а розмір блоку – п'яти ($p=5=m-2$).

Запропонований метод передбачає послідовне, починаючи з першого, відновлення для заданого блоку фрагментів з носіїв, до яких втрачено доступ. Для визначеності, номери носіїв, до яких втрачено доступ, позначено через a , b і c , причому $a < b < c$. В процесі відновлення однойменних j -их фрагментів першим реконструюється фрагмент $s_{a,j}$. Фрагмент $s_{a,j}$, в залежності від значення a і порядкового номеру j , належить висхідній діагоналі, сума якої зберігається в першому резервному носіїві, або ламаній діагоналі, сума якої зберігається в четвертому резервному носіїві. І в першому, і в другому випадку фрагмент $s_{a,j}$ може бути реконструйований, оскільки фрагменти, що належать діагоналі і лежать на ній вище $s_{a,j}$ зберігаються на непошкоджених носіях з номерами меншими a . Фрагменти, що лежать на діагоналі нижче $s_{a,j}$ мають номери менші за j , тобто відновлені раніше або належать доступним носіям.

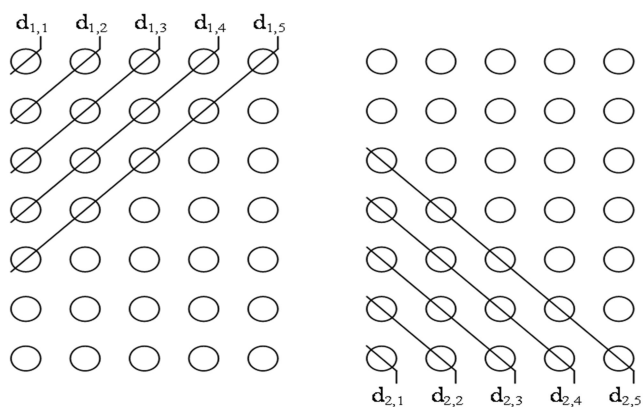


Рисунок 1. Формування фрагментів першого і другого резервних носіїв

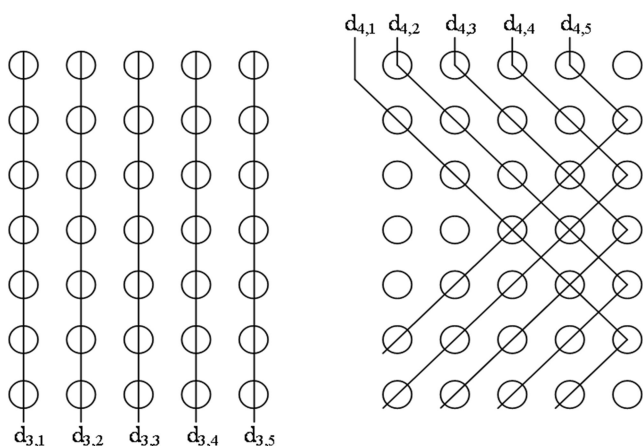


Рисунок 2. Формування фрагментів третього і четвертого резервних носіїв

На наступному кроці реконструюється фрагмент $s_{c,j}$. Фрагмент $s_{c,j}$, в залежності від значення c і його порядкового номеру j , належить низхідній діагоналі, сума якої зберігається в другому резервному носіїві, або ламаній діагоналі, сума якої зберігається в четвертому резервному носіїві. В обох випадках фрагмент може бути реконструйований, оскільки фрагменти, що знаходяться на діагоналях нижче $s_{c,j}$ не пошкоджено, а фрагменти, що знаходяться вище $s_{c,j}$ на вказаних діагоналях – відомі або вже відновлені, оскільки мають номери менші за j .

На останньому кроці відновлення реконструюється фрагмент $s_{b,j}$. Фрагмент $s_{b,j}$ завжди належить вертикальній прямій, сума якої зберігається в третьому резервному носіїві. Фрагмент може бути реконструйований так, як $s_{a,j}$ та $s_{c,j}$ вже відновлені, а інші фрагменти відомі.

Процес реконструкції ілюструється прикладом, в рамках якого вважається, що загальна

кількість віддалених носіїв дорівнює п'яти, відповідно, блоки складаються з трьох одиниць фрагментів кожного носія. Прийнято, що було втрачено доступ до першого, третього і четвертого віддаленого носія ($a=1, b=3$ і $c=4$).

Зобразимо схематично фрагменти певного блоку, де колом позначені відомі фрагменти, кругом – невідомі, а лініями – фрагменти за допомогою яких формуються фрагменти резервного носія.

На рис. 3 зображено послідовне відновлення $s_{1,1}, s_{4,1}, s_{3,1}$. Для відновлення $s_{1,1}$ використовується фрагмент резервного носія $d_{1,1}$, для $s_{4,1}$ – $d_{2,2}$, а для $s_{3,1}$ – $d_{3,1}$.

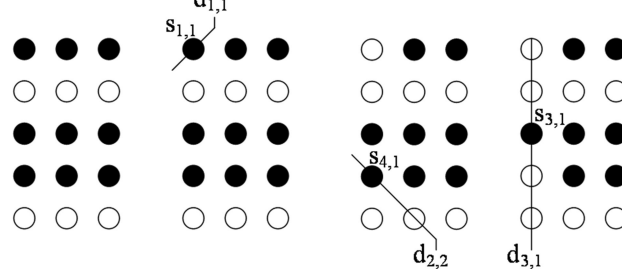


Рисунок 3. Відновлення перших фрагментів кожного носія

На рис. 4 зображено послідовне відновлення $s_{1,2}, s_{4,2}, s_{3,2}$. Для відновлення $s_{1,2}$ використовується фрагмент резервного носія $d_{1,2}$, для $s_{4,2}$ – $d_{2,3}$, а для $s_{3,2}$ – $d_{3,2}$.

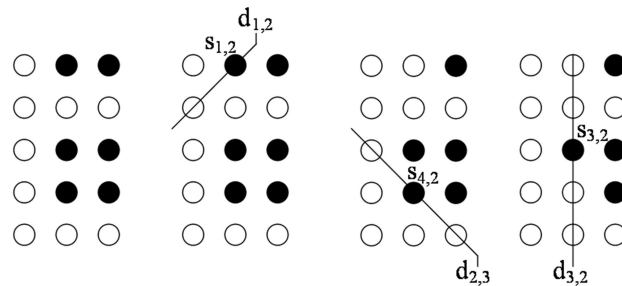


Рисунок 4. Відновлення других фрагментів кожного носія

На рис. 5 зображено послідовне відновлення $s_{1,3}, s_{4,3}, s_{3,3}$. Для відновлення $s_{1,3}$ використовується фрагмент резервного носія $d_{1,3}$, для $s_{4,3}$ – $d_{4,1}$, а для $s_{3,3}$ – $d_{3,3}$.

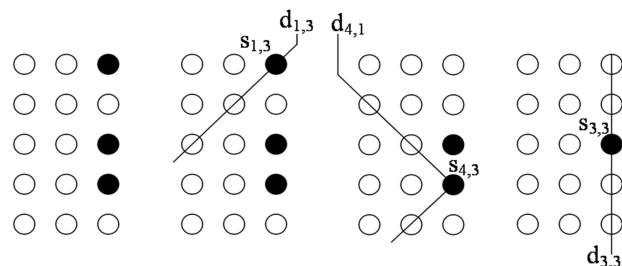


Рисунок 5. Відновлення третіх фрагментів кожного носія

В загалом для отримання інформації з першого блоку задача зводиться до відновлення наступних фрагментів віддалених носіїв $s_{a,1}..s_{a,p}, s_{b,1}..s_{b,p}, s_{c,1}..s_{c,p}$.

Запропонований спосіб відновлення передбачає реконструювання пошкоджених секторів в наступному порядку: $s_{a,1}, s_{c,1}, s_{b,1}, s_{a,2}, s_{c,2}, s_{b,2}, \dots, s_{a,p}, s_{c,p}, s_{b,p}$.

Запропонований порядок відновлення фрагментів формально представимо у вигляді наступного плану:

1. Встановити номер стовпця $j=1$.

2. Відновити фрагмент $s_{a,j}$ за однією з наступних формул:

$p=m-2$:

$$\forall j \in \{1, \dots, m-a-1\}: s_{a,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{a+j-1} s_{a+j-q,q} \oplus \oplus d_{1,a+j-1} \quad (9)$$

$$j = m-a: s_{a,j} = s_{1,m-3} \oplus \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{m-2} s_{m-q,q} \oplus d_{4,m-2} \quad (10)$$

$\forall j \in \{m-a+1, \dots, m-2\}$:

$$s_{a,j} = \bigoplus_{q=1}^{-m+1+a+j} s_{q,2^*m-4-a+j+q} \oplus \oplus \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq m+1-a}}^{2^*m-1-a-j} s_{m-q+1,-m-1+a+j+q} \oplus d_{4,2^*m-2-a-j} \quad (11)$$

$p \in \{m-1, \dots, m\}$:

$$\forall j \in \{1, \dots, p-a+1\}: s_{a,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{a+j-1} s_{a+j-q,q} \oplus \oplus d_{1,a+j-1} \quad (12)$$

$$\forall j \in \{p-a+2, \dots, p\}: s_{a,j} = \bigoplus_{q=1}^{-p+a+j-1} s_{q,2^*p-a+j+q} \oplus \oplus \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq m+1-a}}^{m+p-a-j+1} s_{m-q+1,-m-1+a+j+q} \oplus d_{4,m-a-j+p} \quad (13)$$

$p \in \{m+1, \dots, n\}$:

$$\forall j \in \{1, \dots, m-a+1\}: s_{a,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{a+j-1} s_{a+j-q,q} \oplus \oplus d_{1,a+j-1} \quad (14)$$

$\forall j \in \{m-a+2, \dots, p-a+1\}$:

$$s_{a,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq m-a+1}}^m s_{m-q+1,q+a+j-m-1} \oplus d_{1,a+j-1} \quad (15)$$

$\forall j \in \{p-a+2, \dots, p\}$:

$$s_{a,j} = \bigoplus_{q=1}^{-p+a+j-1} s_{q,2^*p-a+j+q} \oplus \oplus \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq m+1-a}}^{m+p-a-j+1} s_{m-q+1,-m-1+a+j+q} \oplus d_{4,m-a-j+p} \quad (16)$$

3. Відновити фрагмент $s_{c,j}$ за однією з наступних формул:

$p=m-2$:

$$\forall j \in \{1, \dots, c-2\}: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{m-c+j} s_{c-j+q,q} \oplus d_{2,m-c+j} \quad (17)$$

$$j = c-1: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{m-2} s_{q+1,q} \oplus s_{m,m-3} \oplus d_{4,1} \quad (18)$$

$$\forall j \in \{c, \dots, m-2\}: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq c}}^{m+c-j-2} s_{q,-c+j+q} \oplus \oplus \bigoplus_{q=1}^{-c+j+2} s_{m-q+1,m-5+c-j+q} \oplus d_{4,-c+j+2} \quad (19)$$

$p \in \{m-1, \dots, m\}$:

$$\forall j \in \{1, \dots, c+p-m\}: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{m-c+j} s_{c-j+q,q} \oplus \oplus d_{2,m-c+j} \quad (20)$$

$$\forall j \in \{c+p-m+1, \dots, p\}: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq c}}^{p+c-j} s_{q,-c+j+q} \oplus \oplus \bigoplus_{q=1}^{m-p-c+j} s_{m-q+1,2^*p-m+c-j+q-1} \oplus d_{4,-c-p+m+j} \quad (21)$$

$p \in \{m+1, \dots, n\}$:

$$\forall j \in \{1, \dots, c\}: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq j}}^{m-c+j} s_{c-j+q,q} \oplus d_{2,m-c+j} \quad (22)$$

$$\forall j \in \{c+1, \dots, c+p-m\}: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq c}}^m s_{q,q+j-c} \oplus \oplus d_{2,m-c+j} \quad (23)$$

$$\forall j \in \{c+p-m+1, \dots, p\}: s_{c,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq c}}^{p+c-j} s_{q,-c+j+q} \oplus \oplus \bigoplus_{q=1}^{m-p-c+j} s_{m-q+1,2^*p-m+c-j+q-1} \oplus d_{4,-c-p+m+j} \quad (24)$$

4. Відновити фрагмент $s_{b,j}$ за наступною формулою:

$$\forall j \in \{1, \dots, p\}: s_{b,j} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq b}}^m s_{q,j} \oplus d_{3,j} \quad (25)$$

Нижче представлений формальний розв'язок на прикладі, який проілюстрований вище і в рамках якого вважається, що загальна кількість віддалених носіїв дорівнює п'яти, а блоки складаються з трьох однойменних фрагментів кожного носія. Для повноцінного розв'язку фрагментом в даному випадку виступатиме блок інформації, що складається з 4 бітів.

Припущено, що перший блок фрагментів B_1 включає в себе наступну інформацію:

$$B_1 = \begin{pmatrix} 1101 & 1111 & 0001 \\ 1001 & 0101 & 1001 \\ 0110 & 1111 & 0100 \\ 0111 & 0101 & 0000 \\ 1001 & 1010 & 1110 \end{pmatrix}$$

Сформовано значення фрагментів резервних носіїв за запропонованим методом. Фрагменти першого резервного носія, мають наступний вигляд:

$$d_{1,1} = \bigoplus_{q=1}^1 s_{2-q,q} = 1101$$

$$d_{1,2} = \bigoplus_{q=1}^2 s_{3-q,q} = 1001 \oplus 1111 = 0110$$

$$d_{1,3} = \bigoplus_{q=1}^3 s_{4-q,q} = 1101 = 0110 \oplus 0101 \oplus$$

$$\oplus 0001 = 0010$$

Фрагменти другого резервного носія мають наступний вигляд:

$$d_{2,1} = \bigoplus_{q=1}^1 s_{4+q,q} = 1001$$

$$d_{2,2} = \bigoplus_{q=1}^2 s_{3+q,q} = 0111 \oplus 1010 = 1101$$

$$d_{2,3} = \bigoplus_{q=1}^3 s_{2+q,q} = 0110 \oplus 0101 \oplus 1110 = 1101$$

Фрагменти третього резервного носія мають наступний вигляд:

$$d_{3,1} = \bigoplus_{q=1}^5 s_{q,1} = 1101 \oplus 1001 \oplus 0110 \oplus$$

$$\oplus 0111 \oplus 1001 = 1100$$

$$d_{3,2} = \bigoplus_{q=1}^5 s_{q,2} = 1111 \oplus 0101 \oplus 1111 \oplus$$

$$\oplus 0101 \oplus 1010 = 1010$$

$$d_{3,3} = \bigoplus_{q=1}^5 s_{q,3} = 0001 \oplus 1001 \oplus 0100 \oplus$$

$$\oplus 0000 \oplus 1110 = 0010$$

Фрагменти четвертого резервного носія мають наступний вигляд:

$$d_{4,1} = \bigoplus_{q=1}^3 s_{q+1,q} \oplus s_{5,2} = 1001 \oplus 1111 \oplus 0000 \oplus$$

$$\oplus 1010 = 1100$$

$$d_{4,2} = \bigoplus_{q=1}^3 s_{q,q} \oplus \bigoplus_{q=1}^2 s_{6-q,q} = 1101 \oplus 0101 \oplus 0100$$

$$\oplus 1001 \oplus 0101 = 0000$$

$$d_{4,3} = s_{1,2} \oplus \bigoplus_{q=1}^3 s_{5-q,q} = 0111 \oplus 1111 \oplus 1001 \oplus$$

$$\oplus 1111 = 1110$$

Прийнято, що було втрачено доступ до першого, третього і четвертого віддаленого носія ($a=1$, $b=3$ і $c=4$)

Встановлено $j=1$.

Оскільки $j \in \{1, \dots, 3\}$ $s_{1,1}$ відновлено за допомогою формули (7), в яку підставлено значення a , m та j . Отримано наступний вираз:

$$s_{1,1} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 1}}^1 s_{2-q,q} \oplus d_{1,1} = d_{1,1} = 1101$$

Оскільки $j \in \{1, \dots, 2\}$ $s_{4,1}$ відновлено за допомогою формули (10), в яку підставлено значення c , m та j . Отримано наступний вираз:

$$s_{4,1} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 1}}^2 s_{3+q,q} \oplus d_{2,2} = s_{5,2} \oplus d_{2,2} = 1010 \oplus$$

$$\oplus 1101 = 0111$$

Відновлено $s_{3,1}$ за допомогою формули (13), в яку підставлено значення b , m та j . Отримуємо наступний вираз:

$$s_{3,1} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 3}}^5 s_{q,1} \oplus d_{3,1} = s_{1,1} \oplus s_{2,1} \oplus s_{4,1} \oplus s_{5,1} \oplus$$

$$\oplus d_{3,1} = 1101 \oplus 1001 \oplus 0111 \oplus$$

$$\oplus 1001 \oplus 0100 = 0110$$

Збільшуємо значення j на 1, нове значення номера стовпця $j=2$.

Аналогічно відновленню перших однойменних фрагментів кожного носія, до якого було втрачено доступ, виконуємо відновлення других фрагментів. Отримуємо наступні вирази:

$$s_{1,2} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 2}}^2 s_{3-q,q} \oplus d_{1,2} = 1001 \oplus 0110 = 1111$$

$$s_{4,2} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 2}}^3 s_{2+q,q} \oplus d_{2,3} = 0110 \oplus 1110 \oplus \\ \oplus 1101 = 0101$$

$$s_{3,2} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 3}}^5 s_{q,2} \oplus d_{3,2} = 1111 \oplus 0101 \oplus \\ \oplus 0101 \oplus 1010 \oplus 1010 = 1111$$

Збільшуємо значення j на 1, нове значення номера стовпця $j=3$.

Аналогічним способом отримуємо наступні вирази:

$$s_{1,3} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 3}}^3 s_{4-q,q} \oplus d_{1,3} = 0110 \oplus 0101 \oplus \\ \oplus 0010 = 0001$$

$$s_{4,3} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 3}}^3 s_{q+1,q} \oplus s_{5,2} \oplus d_{4,1} = 1001 \oplus 1111 \oplus \\ \oplus 1010 \oplus 1100 = 0000$$

$$s_{3,3} = \bigoplus_{\substack{q=1 \\ q \neq 3}}^5 s_{q,3} \oplus d_{3,3} = 0001 \oplus 1001 \oplus \\ \oplus 0000 \oplus 1110 \oplus 0010 = 0100$$

Збільшуємо значення j на 1, нове значення номера стовпця $j=4$. $j=4$ не відповідає умові $j \leq 3$, отже розв'язання завершено.

Оцінка ефективності

Враховуючи безмежну кількість варіантів значень пари m і p та різний підхід до резервування та відновлення даних в залежності від цих значень, оцінка ефективності визначається методом моделювання. За результатами моделювання отримано наступну обчислювальну складність:

$$O(n * (5,55 * m + 0,225 * p - 12,15))$$

При використанні запропонованого методу розробник такої системи має обрати розмір блоків, на які будуть розділені всі однойменні фрагменти кожного віддаленого носія. Моделювання показало, що зі збільшення розміру блоку зростає середнє значення кількості операцій на фрагмент. На рис. 6 зображено графік залежності середнього значення кількості операцій на фрагмент від розміру блоку для $m=4$.

Виходячи з вище сказаного в теорії найефективнішим відносно швидкості відновлення даних виступає блок найменшого розміру, тобто $p=m-2$. На практиці ж спиратися треба на кількість процесорів P , які будуть використовуватися

у відновленні даних, та середньостатистичне значення кількості недоступних різнойменних фрагментів δ кожного віддаленого носія, до якого втрачено доступ, та їх розташування на носіїві. Якщо всі фрагменти розташовані один за одним, тобто належать одній послідовності, то найбільш ефективним буде розмір блоку який відповідає умові:

$$(\delta/P) \bmod_p = 0 \text{ при } p \rightarrow m-2 \quad (26)$$

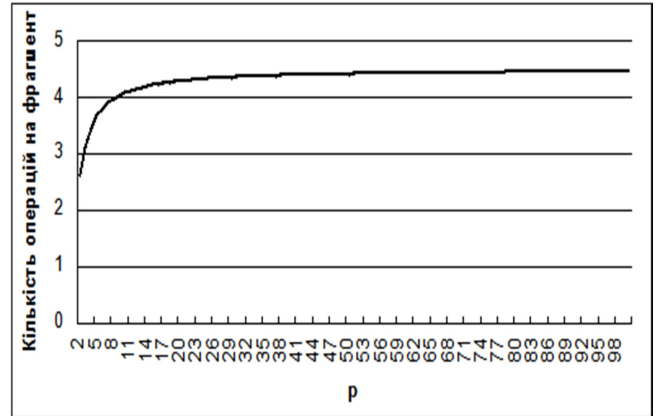


Рисунок 6. Залежність середнього значення кількості операцій на фрагмент відносно розміру блоку

В іншому випадку, коли фрагменти розташовані в r послідовностях, треба врахувати середнє значення довжини послідовностей, тоді формула (26) набуде наступного вигляду:

$$(\delta / r/P) \bmod_p = 0 \text{ при } p \rightarrow m-2 \quad (27)$$

Висновки

Запропоновано метод організації резервування та прискореного відновлення даних при їх зберіганні на віддалених від користувача носіях з урахуванням потреби відновлення тільки частини даних недоступних не більше як трьох віддалених носіїв.

Дослідження запропонованого методу прискорення відновлення довели, що розподіл всіх фрагментів віддаленого носія на блоки певного розміру і використання чотирьох резервних носіїв відкривають можливість для відновлення кожного блоку даних окремо, що значно збільшує швидкість відновлення відносно малої частини носія.

Розроблений метод може бути ефективно використано в перспективних "хмарних" технологіях віддаленого зберігання даних.

Список посилань

1. Patterson D. Case of Redundant Array of Inexpensive Disk (RAID) / Patterson D., Gibson G., Katz R.- Berkeley: University of California.-1987.- 238 P.
2. Plank J. S., Thomasson M.G., On Practical Use of LDPC Erasure Codes for Distribute Storage Application: Technical Report UT-CS-03-510.- Department of Computer Science, University of Tennessee.-2004.
3. Berger C.R. Optimizing Joint Erasure- and Error-Correction Coding for Wireless Packet Transmissions // Willett P., Pattirati K. / IEEE Transactions on wireless communications.- Vol.7 - No. 11 .- 2008.- PP. 4586-4595.
4. Иванов Д. Г. Организация резервирования в системах распределенного хранения данных // Вісник Національного технічного університету України "КПІ" Інформатика, управління та обчислювальна техніка, – Київ: ВЕК+ – 2012 – № 56. с.160-164.
5. Марковський О.П. Організація резервування та відновлення даних при їх віддаленому зберіганні / Марковський О.П., Иванов Д.Г., Ванчугов Б.Ю. // Вісник Національного технічного університету України "КПІ" Інформатика, управління та обчислювальна техніка, – Київ: ВЕК+ – 2013. – № 59. - С. 50-55.
6. Иванов Д.Г. Метод восстановления данных на основе скошенных матриц в системах распределенного хранения / Иванов Д.Г. Луцкий Г.М. // Известия высших учебных заведений. Проблемы полиграфии и издательского дела. Информационные технологии.- М.:УПИПК МГУП им. И.Федорова.- 2013.- № 2. - С.47-52