

**МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ**  
**ВСП «ОДЕСЬКИЙ ТЕХНІЧНИЙ ФАХОВИЙ КОЛЕДЖ ОНТУ»**

Спеціальність: 123 «Комп'ютерна інженерія»

Освітня програма: «Комп'ютерна інженерія»

Група: 2БКС-28

# **КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА БАКАЛАВРА**

здобувача освіти денної форми навчання  
**БКС.28.19.000.КРБ**

***ОСТРОВСЬКОГО  
ОЛЕКСАНДРА СЕРГІЙОВИЧА***

м. Одеса  
2024 р.

Спеціальність: 123 «Комп'ютерна інженерія»

Освітньо-професійна програма: «Комп'ютерна інженерія»

Група: 2БКС-28

## ПОЯСНЮВАЛЬНА ЗАПИСКА


До кваліфікаційної роботи бакалавра на тему: «Аналіз масштабованості технологій віртуалізації даних для різної кількості накопичувачів»

Проектний матеріал складається з пояснювальної записки на 85 сторінках та графічного (презентаційного) матеріалу на 20 аркушах (слайдах)

Виконавець  (Островський О.С.)

Керівник проекту  (Кривченко А.А.)

### Консультанти:


з розділу охорони праці та техніки безпеки  (Чорновол Н.І.)

з нормоконтролю  (Петрашова В.І.)

старший консультант  (Кривченко Ю.В.)

### До захисту допущений

Завідувач кафедри  (Іванова Л.В.)

Завідувач відділення  (Скорнякова О.В.)

Захист «24» 06 2024 р.

Протокол ЕК № 1

Оцінка ЕК 5 (відмінно) 95

Секретар ЕК 

## АНОТАЦІЯ

Метою даної роботи є дослідження можливостей технології віртуалізації даних RAID та аналіз її масштабованості для різної кількості накопичувачів, що дозволить висунути певні рекомендації щодо конфігурації обладнання.

У роботі проведено дослідження продуктивності та відмовостійкості RAID-масивів різних рівнів у сучасних системах збереження даних.

Розглянуто різні рівні технології RAID для оптимального застосування з метою підвищення надійності збереження даних та швидкості доступу до них. Виконано огляд технології RAID та її різновидів, вживаних в найпоширеніших конфігураціях сучасних систем збереження даних. Описано основні можливості RAID-масивів та особливості їх застосування. Проаналізовано продуктивність та керованість RAID-масивів різних типів. Виконано порівняння рівнів RAID за ефективністю роботи та доцільністю використання, для чого складені різні конфігурації RAID-масивів (RAID 0, RAID 10, RAID 5, RAID 50, RAID 6, RAID 60) і протестована продуктивність дискової підсистеми ПК. Проведене порівняння продуктивності RAID-контролерів Intel, Adaptec. При цьому виконані наступні види тестів: послідовне читання і запис, випадкове читання і запис. Масштабованість продуктивності дискової підсистеми була у діапазоні від 1 до 24 дисків SAS. Було проведено порівняльне тестування основних типів RAID-контролерів, які використовуються у серверах, з метою вироблення рекомендацій з оптимального вибору контролера в залежності від моделі сервера, типу RAID-масиву і кількості жорстких дисків.

Розглянуто питання з охорони праці та техніки безпеки.

МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ І НАУКИ УКРАЇНИ

ВСП «ОДЕСЬКИЙ ТЕХНІЧНИЙ ФАХОВИЙ КОЛЕДЖ ОНТУ»

Відділення Комп'ютерних систем Кафедра Комп'ютерної інженерії  
Спеціальність 123 «Комп'ютерна інженерія»  
Освітньо-професійна програма «Комп'ютерна інженерія»

ЗАТВЕРДЖУЮ:

Заст. дир. з НВР Беркань І.В.

« 15 » 01 20    р.

**ЗАВДАННЯ**

**на кваліфікаційну роботу бакалавра**

здобувачеві освіти Островському Олександрю Сергійовичу

(прізвище, ім'я, по батькові)

1. Тема кваліфікаційної роботи Аналіз масштабованості технологій віртуалізації даних для різної кількості накопичувачів

затверджена наказом по коледжу від «02» 11 2023 р. № 244-А2-020

2. Термін здачі студентом кваліфікаційної роботи 13.06.2024

3. Вихідні дані до роботи 1. Специфікації технології RAID 0, 1, 5, 6, 10(0+1);

2. Виконати тестування накопичувачів у RAID-конфігураціях 0, 1, 5, 6, 10(0+1), 52, 54, 62, 64;

3. Налаштувати тестовий стенд на основі контролерів Intel, Adaptec;

4. Масштабованість продуктивності дискової підсистеми визначити у діапазоні від 1 до 24 жорстких дисків;

5. Для отримання результатів тестування використовувати утиліту Iometer або ін.

4. Зміст розрахунково-пояснювальної записки (перелік питань, що їх належить розробити)

1. Огляд технології RAID в системах збереження даних

2. Порівняння та аналіз рівнів RAID

3. Тестування продуктивності RAID-масиву

3. Дослідження ефективності застосування та масштабованості RAID-масивів

4. Питання охорони праці та техніки безпеки

5. Перелік графічного матеріалу (слайдів мультимедійної презентації) Склад підсистеми RAID; Масив дисків незалежного доступу; Відображення даних для RAID різних рівнів; Загальні характеристики RAID-масивів простих рівнів; Багаточисельні масиви найменшої позиції представлені у вигляді віртуальних дисків в масиві найвищої позиції; RAID 0+1/RAID 10: віртуальний диск з розширенням здійснює запис на диски з дзеркальним копіюванням; Характеристики поширених комбінованих (multi-RAID)-масивів; Аналіз масштабованості RAID різних рівнів

6. Консультанти по кваліфікаційній роботі, із зазначенням розділів, що їх стосуються

Розділ	Консультант	ПІДПИС	
		Завдання видав	Завдання прийняв
Основний розділ	Кривченко А.А.		
Розділ охорони праці	Чорновол Н.І.		
Нормоконтроль	Петрашова В.І.		
Старший консультант	Кривченко Ю.В.		

7. Дата видачі завдання 15.01.2024

Керівник роботи Кривченко А.А.

  
(підпис)

Завдання прийняв до виконання

  
(підпис)

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

Пор. №	Назва етапів кваліфікаційної роботи	Термін виконання етапів роботи	Примітка
1.	Вступ. Аналіз технічного завдання	08.05.24	Виконано
2.	Огляд технології RAID у системах збереження даних	10.05.24	Виконано
3.	Основні можливості технології RAID	12.05.24	Виконано
4.	Продуктивність і керуваність RAID	14.05.24	Виконано
5.	Розширення операцій вводу-виводу по дисках	16.05.24	Виконано
6.	Порівняння рівнів RAID	17.05.24	Виконано
7.	Посадження рівнів RAID	18.05.24	Виконано
8.	Дослідження ефективності використання RAID-масивів різних рівнів	20.05.24	Виконано
9.	Вибір накопичувачів для виконання тестування	22.05.24	Виконано
10.	Тестування продуктивності масивів RAID у різних режимах	29.05.24	Виконано
11.	Аналіз результатів тестування	1.06.24	Виконано
12.	Побудова графіків залежностей	2.06.24	Виконано
13.	Розробка питань з охорони праці	3.06.24	Виконано
14.	Оформлення слайдів презентації	5.06.24	Виконано

Здобувач освіти

  
(підпис)

Керівник роботи

  
(підпис)



# ЗМІСТ

Вступ.....	7
1 Основна частина.....	9
1.1 Визначення можливостей технології RAID .....	9
1.2 Керування масштабованістю RAID .....	10
1.3 Розшарування операцій вводу-виводу по дисках .....	11
1.3.1 Розшаровані масиви з паралельним доступом.....	12
1.3.2 Додатки для розшарованих масивів з паралельним доступом.....	13
1.3.3 Розшаровані масиви з незалежним доступом.....	14
1.3.4 Контролер RAID.....	15
1.3.5 Додатки для розшарованих масивів з незалежним доступом.....	15
1.3.6 Надійність даних через резервне копіювання.....	16
1.3.7 Паритетне копіювання.....	16
1.3.8 Відновлення парності.....	17
1.4 Аналіз RAID Рівень 0: Розшарування.....	18
1.5 Аналіз RAID Рівень 1: Дзеркальне відображення.....	19
1.6 Аналіз RAID Рівень 2: Паралельний доступ із надлишковим кодуванням.....	20
1.7 Аналіз RAID Рівень 3: Синхронний доступ з виділеним диском парності.....	21
1.8 Аналіз RAID Рівень 4: Незалежний доступ з виділеним диском парності.....	22
1.9 Аналіз RAID Рівень 5: Незалежний доступ і розподілена парність.....	24
1.10 Аналіз RAID Рівень 6: Незалежний доступ з подвійною парністю.....	26
1.11 Порівняння характеристик простих рівнів RAID- масивів.....	30
1.12 Поєднання рівнів RAID.....	31
1.12.1 RAID Рівень 10: Відмовостійкість з дублюванням і паралельною обробкою.....	32

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		5

1.12.2 RAID Рівень 30: Відмовостійкість з паралельною передачею даних та підвищеною продуктивністю.....	34
1.12.3 RAID Рівень 50: Відмовостійкість з розподіленою парністю і підвищеною продуктивністю.....	35
1.12.4 Порівняння характеристик складених RAID- масивів.....	35
1.13 Порівняння варіантів реалізації RAID-систем.....	35
1.14 Підготовка тестового стенду для аналізу масштабованості RAID-масивів.....	38
1.15 Тестування продуктивності масиву RAID 0.....	42
1.16 Тестування продуктивності масиву RAID 1 і RAID 10.....	45
1.17 Тестування продуктивності масиву RAID 5.....	49
1.18 Тестування продуктивності масиву RAID 50.....	53
1.19 Тестування продуктивності масиву RAID 6.....	58
1.20 Тестування продуктивності масиву RAID 60.....	60
1.21 Аналіз результатів тестування.....	65
2 Розділ охорони праці та техніки безпеки.....	68
2.1 Аналіз небезпечних та шкідливих чинників, що впливають на працівника.....	68
2.2 Розробка заходів з охорони праці.....	69
2.2.1 Мікроклімат робочої зони.....	69
2.2.2 Виробниче освітлення.....	70
2.2.3 Електробезпека.....	70
2.2.4 Вимоги до приміщень.....	71
2.2.5 Організація робочого місця.....	71
2.3 Пожежна безпека.....	72
Висновки.....	73
Перелік використаних інформаційних джерел.....	74
Додаток А. Слайди мультимедійної презентації .....	75

## ВСТУП

Зростання продуктивності сучасних процесорів призвело до того, що спостерігається явний дисбаланс між можливостями накопичувачів на жорстких магнітних накопичувачах і потребами процесорів та вирішуваних задач. Якщо не вистачає можливостей єдиного накопичувача (ємності, швидкодії), частково вирішити дану проблему можливо використовуючи кілька накопичувачів. Звичайно, сама по собі наявність двох чи більш накопичувачів в настільному комп'ютері (сервері) не є панацеєю: потрібно використовуючи технологію віртуалізації інформації створити на них логічний накопичувач більшої ємності зі збільшеною швидкістю доступу. Крім того, ідеї завадостійкого кодування привели розробників до думки, що, використовуючи кілька накопичувачів, можливо спробувати підвищити надійність збереження інформації, щоб вихід із ладу єдиного із накопичувачів не призводив до втрати інформації.

R-A-I-D є технологією віртуалізації інформації, яка об'єднує кілька накопичувачів у логічний елемент задля надійності збереження інформації і підвищення продуктивності накопичувачів. Відмовостійкість досягається поза рахунок надмірності, тобто частина ємності дискового набору відводиться задля службових цілей. Підвищення продуктивності дискової підструктури забезпечується одночасною роботою кількох накопичувачів. Спільну роботу накопичувачів в наборі можливо організувати із використанням чи паралельного, чи незалежного доступу. Технології R-A-I-D використовуються задля захисту з відмов окремих накопичувачів, що (окрім R-A-I-D-0) застосовують дублювання інформації, що зберігаються на накопичувачах. Задля захисту з логічного руйнування інформації (руйнування цілісності бази інформації чи файлової структури), викликаних збоями у устаткуванні, помилками у програмному забезпеченні чи невірними діями обслуговуючого персоналу, застосовується резервне дублювання, яке теж є дублюванням інформації.

Система резервного дублювання призначена задля створення резервних копій та відновлення інформації. Виконання резервного дублювання є одним із

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		7

необхідних методів забезпечення безперервності бізнесу. Створення централізованої структури резервного дублювання надає можливість скоротити сукупну вартість володіння ІТ-інфраструктурою поза рахунок оптимального застосування пристроїв резервного дублювання та скорочення витрат на адміністрування (у порівнянні із децентралізованою системою).

Залежно з типу використовуваної технології віртуалізації інформації спроможне забезпечуватись різний ступінь відмовостійкості та швидкодії. Однак, R-A-I-D-масив має існувати правильно спланованим і конфігурованим, інакше його надійність і швидкодія спроможне виявитися недостатньою. Основна причина, по якій інформація із R-A-I-D-набору спроможне виявитися втраченою – вихід із ладу єдиного чи кількох накопичувачів R-A-I-D-набору, коли перед безпосередньою збіркою підструктури збереження інформації потрібно виконати ремонт накопичувача, що вийшов із ладу. Наступна поза частотою проблема – вихід із ладу R-A-I-D-керувальника, далі йдуть помилки R-A-I-D-керувальника, коли із R-A-I-D-набору "випадають" накопичувачі (накопичувач в R-A-I-D-наборі став неактивним, отримав статус degraded) та логічні збої – втрата логічних томів R-A-I-D чи втрачена конфігурація набору.

Задля того, щоб відповісти на питання, який тип R-A-I-D-набору і скільки накопичувачів в ньому краще використовувати на практиці, потрібно визначитися із задачами, що стоять перед організацією чи системним адміністратором. Досить рідко якась із цих двоїх цілей домінує – як правило, застосовується комбінований підхід із зсувом пріоритетів в бік швидкодії чи надійності збереження інформації. Важливу роль у ухваленні рішення грає та фінансова складова, яку можливо умовно уявити як "ціна поза гігабайт" дискового простору. Масштабованість R-A-I-D-набору пов'язана не тільки із чисельністю накопичувачів у ньому, проте із використовуваною конфігурацією, типом контролеру, задачами.

В даній роботі буде виконано дослідження масштабованості технологій віртуалізації інформації задля різної чисельності накопичувачів і аналіз ефективності застосування надлишкових наборів накопичувачів інформації.

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		8



- R-A-I-D надає можливість збільшити об'єм та поліпшити керування сховищами інформації;
- R-A-I-D надає можливість збільшити потужність;
- R-A-I-D надає можливість збільшити надійність та доступність при зберіганні інформації.

Системам R-A-I-D було присвячено велику чисельність науково-дослідницьких проектів в області збереження інформації, у результаті на ринку із'явилося кілька успішно реалізованих концепцій.

Технологія R-A-I-D розроблялася у цілях підвищення відмовостійкості та ефективності систем комп'ютерних запам'ятовуючих пристроїв. В її основу був покладений принцип застосування кількох накопичувачів невеликого об'єму, що взаємодіють один із одним поза поміччю спеціального програмного та апаратного забезпечення, як один накопичувач великої ємкості. Наприклад, чотири накопичувачі, об'єднаних у матрицю, збоїтимуть у чотири рази частіше, чим один подібний накопичувач. Кожен із них характеризується певною відмовостійкістю, ємкістю вінчестера та продуктивністю.

## 1.2 Керування масштабованістю R-A-I-D

Однією із фундаментальних ідей, використовуваних в R-A-I-D, є віртуалізація пристроїв. Система R-A-I-D, що складається із кількох окремих фізичних накопичувачів, спроможне сприйматися хост-комп'ютером як один великий, швидкий, надійний жорсткий накопичувач. Результат нагадує око мухи, в якому окремі маленькі частки складають єдине велике ціле. Ідею ілюструє рис. 1.2.

Підструктури R-A-I-D значно полегшують побудову великомасштабних систем обробки інформації, що підтримують великі набори інформації. Наприклад, підсистема R-A-I-D із десяти окремих жорстких накопичувачів спроможне сприйматися шиною сховища чи мережею як єдина адреса чи LUN (logical unit number – номер логічного пристрою).

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		10

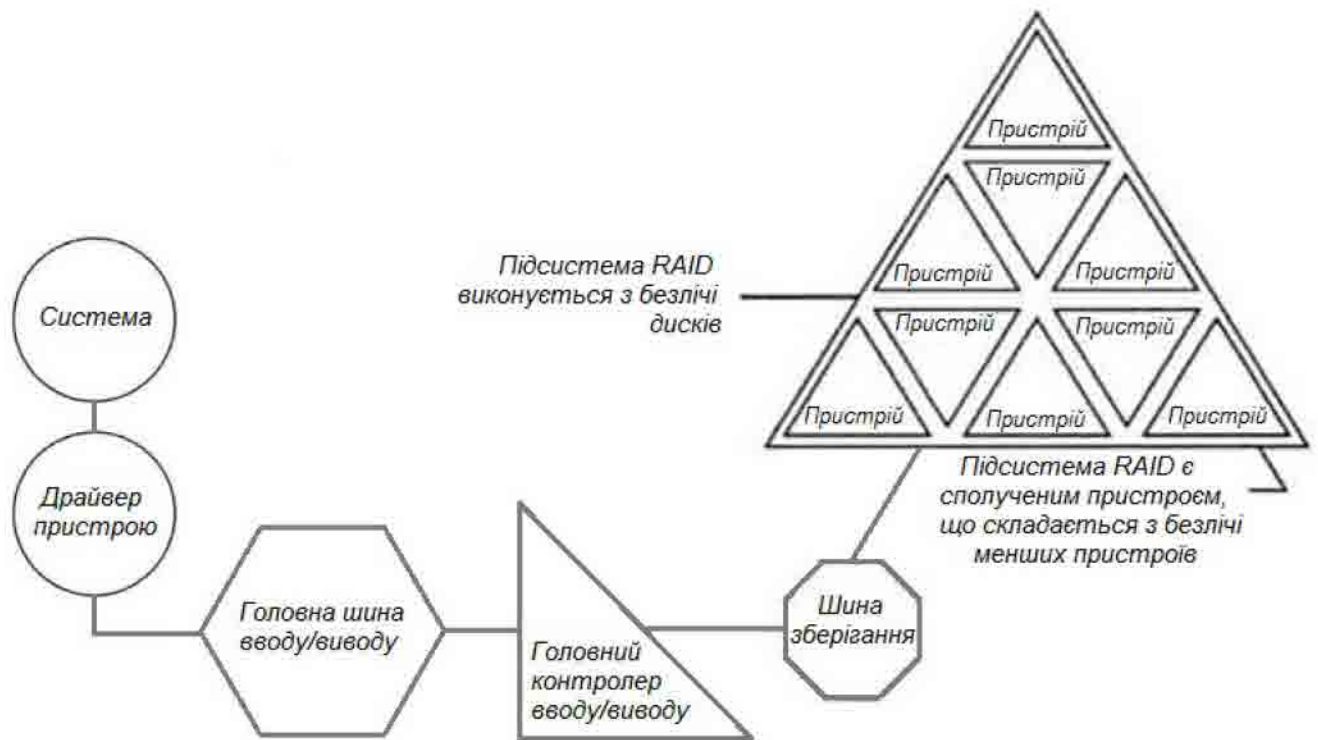


Рисунок 1.2. Склад підструктури R-A-I-D

Спільна ємкість усіх накопичувачів підструктури R-A-I-D дійсно сильно важлива, хоча реально використовуваний об'єм такої структури менше суми ємкостей складових її накопичувачів-учасників (member disks). Ємкість підструктури R-A-I-D знижується поза рахунок службових інформації, що передаються використовуваним алгоритмом R-A-I-D.

Корисну ємкість R-A-I-D можливо розрахувати, знаючи використовуваний алгоритм R-A-I-D та чисельність накопичувачів у наборі. Останнє визначає чисельність службових інформації, необхідних задля запуску функції R-A-I-D. Корисна ємкість набору R-A-I-D складає з 50 до 90 відсотків сумарного об'єму складових його накопичувачів.

### 1.3 Розшарування дій введення-виведення по накопичувачах

Одним із принципів роботи R-A-I-D є "розшарування". Розшарування полягає у розподілі (дробленні) операції введення-виведення по накопичувачах, щоб керувальник введення-виведення хоста міг обробляти більш дій, у порівнянні із тим, неначебто він працював із одним єдиним диском.

Існує два основні типи розшарованих наборів, що використовуються у R-A-I-D:

- Розшаровані набори із паралельним дозволом;
- Розшаровані набори із незалежним дозволом.

Набори обох типів дозволяють збільшити потужність, проте вони створені задля різноманітних типів інформації та додатків.

### **1.3.1 Розшаровані набори із паралельним дозволом**

Принцип роботи розшарованих наборів із паралельним дозволом полягає у синхронізації обертання носіїв накопичувачів-учасників, прийомі єдиного запиту введення-виведення та виконанні його на усіх накопичувачах разом з цим. Таким чином, кожен запит введення-виведення миттєво розподіляється по усіх накопичувачах набору.

Щоб паралельне розшарування працювало, кожен накопичувач повинен працювати синхронно із рештою накопичувачів набору. Рис. 1.3 ілюструє, як дані розшаровуються при записуванні на накопичувачі-учасники. Діаграма показує чотири накопичувачі набору, з диска 1 до диска 4. Вони показані у п'ять різноманітних моментів часу, з  $t=0$  до  $t=4$ . Накопичувачі обертаються із однаковою частотою.

1. В момент часу  $t=0$ , перший шар передаваних інформації записується у буфер диска 1. Буфери решти накопичувачів знаходяться у стані готовності.
2. В момент часу  $t=1$ , другий шар передаваних інформації записується у буфер диска 2. Буфер диска 1 починає переписувати дані на накопичувач. Буфери решти накопичувачів знаходяться у стані готовності.
3. В момент часу  $t=2$ , третій шар передаваних інформації записується у буфер диска 3. Буфер диска 1 закінчує переписувати дані на накопичувач. Буфер диска 2 починає переписувати дані на накопичувач. Буфер диска 4 знаходиться у стані готовності.



Кожен окремий запит (транзакція) обробляється із вищою швидкістю, проте одночасна їх обробка неможлива. Набори паралельного доступу дещо скорочують латентність на обертання пластин, синхронізуючи його. Проте, латентність на обертання все же знижує потужність: коли операція починається, доводиться чекати, поки перший накопичувач набору закінчить позиціонування. Крім того, набори паралельного доступу не роблять нічого задля усунення затримки поза часом пошуку. Фактично, час пошуку у масивах із паралельним дозволом спроможне існувати навіть більш, чим в випадку із одним диском, адже перед початком операції усі накопичувачі повинні позиціонувати свої голівки зчитування/запису.

### **1.3.3 Розшаровані набори із незалежним дозволом**

Іншим типом розшарованих наборів є накопичувачі із незалежним дозволом. Іншими словами, накопичувачі не синхронізовані, та дані зазвичай записуються сегментами більшого об'єму на окремі накопичувачі, на відміну з попереднього випадку, коли усі дані записувалися відразу на усі накопичувачі набору. Наприклад, у наборі спроможне існувати 12 накопичувачів, проте керувальник введення-виведення хоста всього один. Операції введення-виведення розподілятимуться між різними дисками відповідно до встановленої схеми віртуального пристрою (логічного віртуального через це(ів), що надається R-A-I-D-контролером користувачеві).

Операційна система хоста звертається до інформації поза адресою віртуального пристрою "не підозрюючи" що насправді ці запити спроможні оброблятися на кількох накопичувачах-учасниках незалежно.

Це допомагає знизити вірогідність того, що один із накопичувачів стане вузьким місцем задля виконання дій введення-виведення. Використовуючи алгоритм міток команд у черзі (tagged command queuing) можливо передавати набору безліч команд разом з цим, міняти їх порядок у черзі задля більшої ефективності дій, та передавати їх відповідним дискам.

### 1.3.4 Керувальник R-A-I-D

На рис. 1.4 показаний керувальник R-A-I-D, який знаходиться між інтерфейсом сховища та незалежними дисками. Цей керувальник R-A-I-D представляє хост-системі один чи кілька віртуальних пристроїв та розподіляє операції введення-виведення між дисками-учасниками. Він також відповідає поза організацію черги команд між віртуальним пристроєм та незалежними дисками набору.

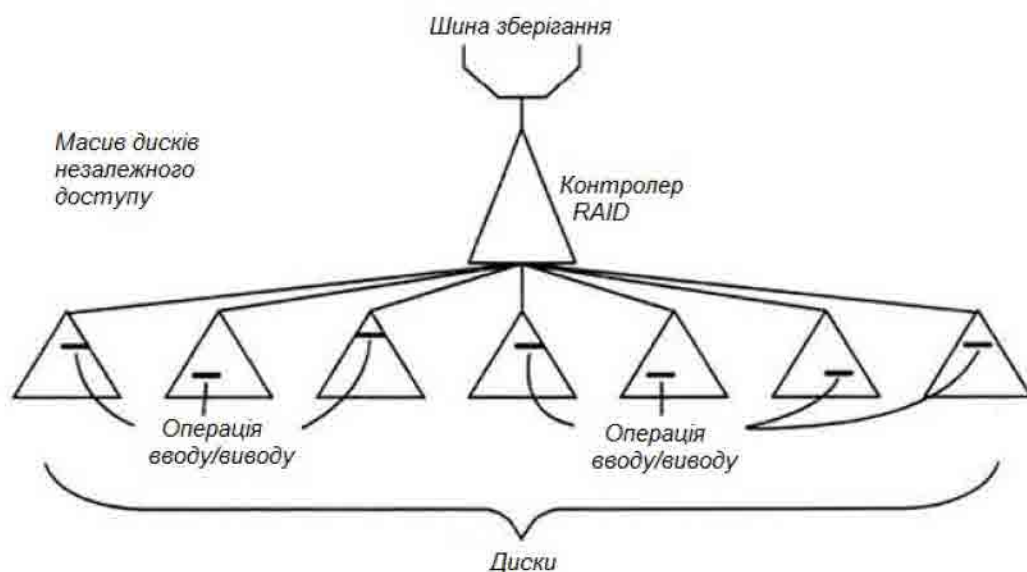


Рисунок 1.4. Масив накопичувачів незалежного доступу

### 1.3.5 Додатки задля розшированих наборів із незалежним дозволом

Набори із незалежним дозволом підходять задля обробки великої чисельності транзакцій. Здатність разом з цим обробляти безліч запитів введення-виведення на кількох накопичувачах-учасниках означає, що спільна пропускна спроможність дискового набору із незалежним дозволом вища, чим у набору із паралельним дозволом. Нижче приведені типи додатків, що виграють з режиму незалежного доступу:

- Структури, призначені задля планування та управління ресурсами підприємств та матеріального планування (структури ERP та MRP);
- Сервери Інтернет задля ведення електронної комерції;
- Інші додатки задля розрахованих на багато користувачів баз інформації;
- Файлові сервери із великою чисельністю маленьких файлів.

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата

БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ

Арк.

15

### 1.3.6 Надійність інформації через резервне дублювання

В визначенні R-A-I-D позначено кілька рівнів, що визначають те, яким чином досягається надійність. Загальна ідея полягає в вживанні методу резервного дублювання, яке надає можливість зберегти дані при відмові окремих пристроїв. Задля цієї мети існують два класи резервного дублювання:

- Дзеркальне;
- Паритетне.

Принцип дзеркального дублювання простий: проводиться повне дублювання інформації на іншій пристрій чи у іншу комірку. Це прекрасна прямолінійна методика, яка добре працює, проте вимагає 100% надмірності.

### 1.3.7 Паритетне дублювання

Паритетне дублювання проводиться поза поміттю обчислення значення паритету (чи перевірочних інформації – check data) інформації, що зберігаються на накопичувачах-учасниках набору. Парність вимагає ресурси додаткового диска задля збереження інформації паритету. Фактично, немає необхідності виділяти задля інформації паритету додатковий накопичувач, та дані, та інформація паритету спроможні існувати розподілені по усіх накопичувачах набору.

Парність розраховується поза поміттю виконання операції XOR (exclusive OR – що виключає ЧИ). Загальна ідея паритету XOR полягає у наступному: на будь-якому із накопичувачів спроможне виникнути збій, та він відновлюється поза поміттю обчислення XOR контрольної групи інформації та інформації на інших накопичувачах набору. Ця взаємодія показана на рис. 1.5.

Одна із переваг паритетного дублювання полягає у через це, що воно вимагає менше накопичувачів, чим дзеркальне. У принципі, масив із будь-якою чисельністю накопичувачів можливо захистити, використовуючи ємкість єдиного диска. Наприклад, у наборі із п'яти накопичувачів, об'єм єдиного диска виділяється задля інформації паритету. Це не означає, що один із накопичувачів буде повністю зайнятий інформацією паритету, проте буде зайнятий об'єм

набору, рівний об'єму диска. Інформація паритету при цьому спроможне існувати записана на усіх накопичувачах набору. Якщо виразити це в відсотках, у наборі із п'яти накопичувачів службовою інформацією буде зайнято 20% об'єму.

Якщо говорити про недоліки, паритетне дублювання достатньо сильно навантажує систему. Кожен запис на накопичувач вимагає обчислення паритету. Чим більше чисельність накопичувачів, тим більше необхідно пам'яті та тактової частоти процесора.

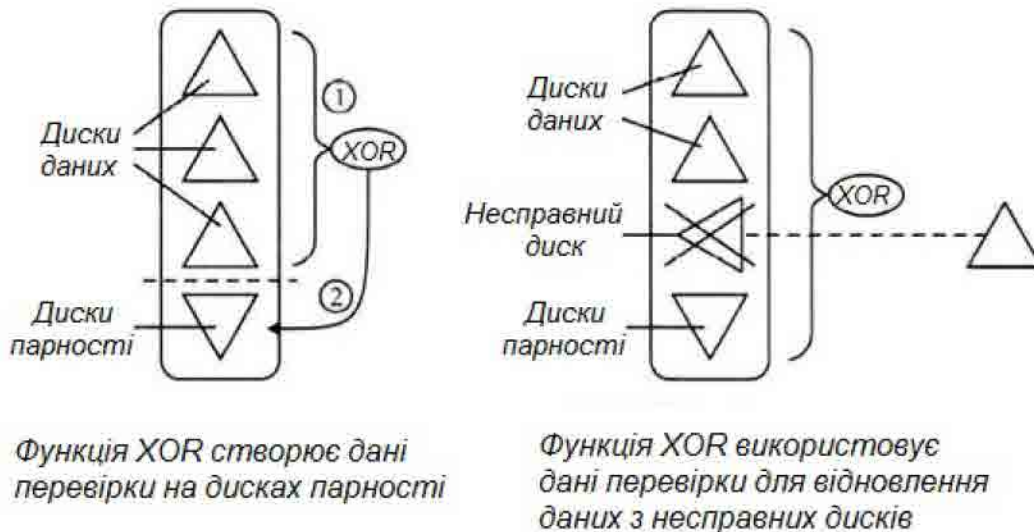


Рисунок 1.5. Створення перевірочних інформації та відновлення інформації поза поміччю функції XOR

### 1.3.8 Відновлення паритету

Коли у наборі R-A-I-D відмовляють кілька накопичувачів, дані на них спроможні існувати відновлені поза поміччю функції XOR на підставі інформації, що зберігаються на інших накопичувачах. Відновлені дані ідентичні втраченим даним із збійних накопичувачів.

В якийсь момент аварійний накопичувач замінюється іншим диском набору. В цей момент починає працювати процедура, звана відновленням паритету. У процесі відновлення паритету зчитуються дані із працюючих накопичувачів, включаючи інформацію паритету, та починається процес відтворення інформації на новому диску, із використанням функції XOR. (На рис. 1.6 показаний процес відновлення збійного диска набору).

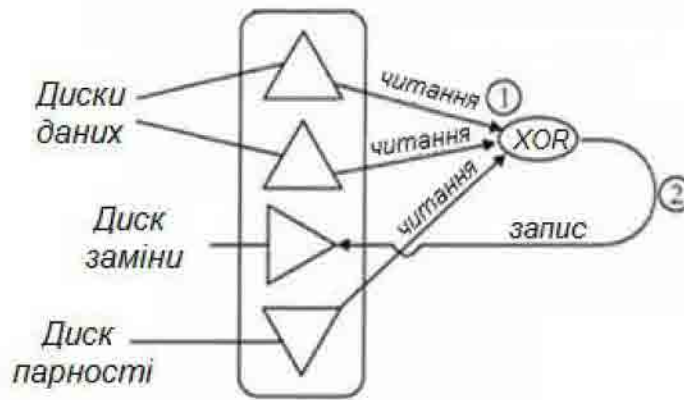


Рисунок 1.6. Процес відтворення інформації на новому диску із використанням функції XOR

#### 1.4 Аналіз R-A-I-D Ступінь 0: Розшарування

Нульовий ступінь R-A-I-D – це просто розшарування диска, без резервного дублювання. Це по суті та не R-A-I-D, через це що він не забезпечує жодного резервного дублювання. Якщо на нульовому ступені відмовляє накопичувач, ви втрачаєте свої дані. Єдина можливість відновити дані в такому разі – скопіювати їх із резервної копії на магнітній стрічці чи дзеркальній копії.

На нульовому ступені R-A-I-D зазвичай застосовується розшарування із незалежним дозволом до накопичувачів-учасників, на відміну з методу паралельного доступу. Це надає можливість разом з цим обробляти безліч дій введення-виведення. Через відсутність службових інформації розрахунку паритету, це масив із найвищою продуктивністю серед усіх типів наборів. Набори R-A-I-D нульового рангу підходять задля тих додатків, де величезне значення має продуктивність проведення дій та мінімальне – захист інформації. Додатки задля створення мультимедійних програм, наприклад, фільмів чи відео, спроможні використовувати набори R-A-I-D нульового рангу задля збереження інформації у процесі обробки. Серед інших додатків можливо навести приклад високошвидкісний збір інформації, при якому дані не мають жодної цінності, якщо їх не можливо отримати повністю на сильно високій швидкодії. У цьому випадку краще забезпечити потужність, щоб швидко зібрати усі дані, проте потім зробити копії на інших запам'ятовуючих середовищах та пристроях задля захисту інформації. Рис. 1.7 показує, як віртуальний пристрій задля набору R-A-

I-D нульового рангу відображується на окремих накопичувачах-учасниках набору. Ємкість набору дорівнює сумі ємкостей складових його накопичувачів.

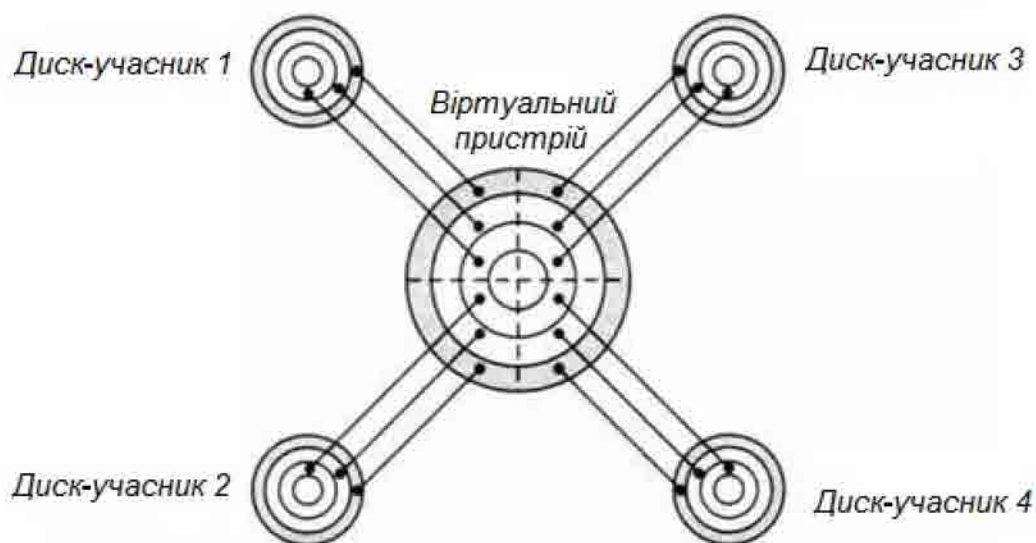


Рисунок 1.7. Виявлення інформації задля R-A-I-D 0

### 1.5 Аналіз R-A-I-D Ступінь 1: Дзеркальне виявлення

R-A-I-D першого рангу – це непарний ступінь R-A-I-D. Він забезпечує відмінний захист інформації при добрій продуктивності, та при зчитуванні та записуванні інформації не потрібно проводити операції XOR (XOR – виключаюче ЧИ). Виявлення інформації на ступені R-A-I-D 1 відносно просте. Що відбувається із одним диском, відбувається та із іншим. Віртуальний пристрій прямо відображується на вузлах дзеркальної пари. На рисунку 1.8 показано виявлення інформації на ступені R-A-I-D 1.

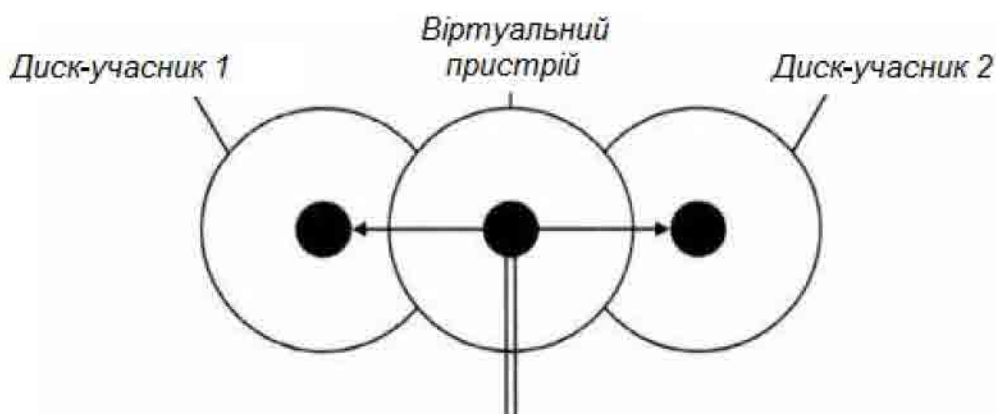


Рисунок 1.8. Виявлення інформації задля R-A-I-D 1

## 1.6 Аналіз R-A-I-D Ступінь 2: Паралельний доступ із надлишковим кодуванням

Надлишкове кодування, яке застосовується в R-A-I-D 2, носить назву коду Хеммінга. Код Хеммінга надає можливість виправляти одиночні та виявляти подвійні помилки в коді, активно застосовується в технології кодування інформації у оперативній пам'яті типу ЕСС і кодуванні інформації на магнітних накопичувачах.

На рис. 1.9 показаний приклад із фіксованою чисельністю накопичувачів в зв'язку із громіздкістю опису (слово інформації складається із 4 біт, відповідно ЕСС-код – із 3-х). Переваги такої організації R-A-I-D-набору:

- швидка корекція помилок («на льоту»);
- велика продуктивність передачі інформації великих обсягів;
- досить проста реалізація.

Недоліки є такими:

- велика вартість при малій чисельності накопичувачів;
- низька продуктивність обробки запитів (не підходить задля систем, орієнтованих на обробку транзакцій).

Набори R-A-I-D рангу 2 створювалися, коли жорсткі накопичувачі були сильно дорогими та не володіли такими складними схемами як зараз.

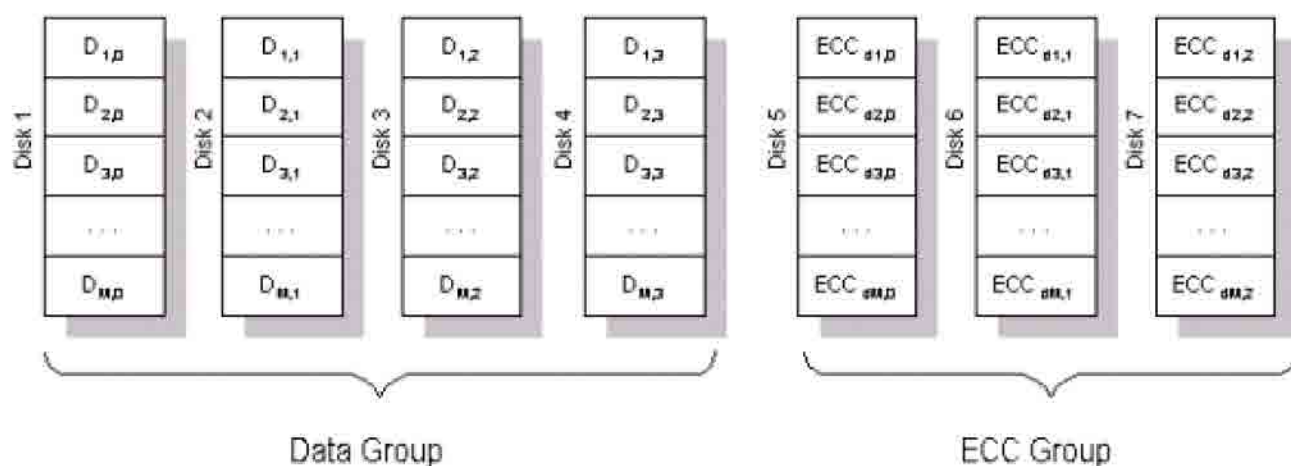


Рисунок 1.9. Приклад організації інформації задля R-A-I-D 2

Визначення другого рангу R-A-I-D включає схему усунення помилок, яке здійснюється контролером R-A-I-D. Зараз це ефективна та недорога схема,

включена у будь-який жорсткий накопичувач. Через це набори R-A-I-D другого рангу вже не включаються у продукти та зазвичай ігноруються також та у літературі.

### **1.7 Аналіз R-A-I-D Ступінь 3: Синхронний доступ із виділеним диском паритету**

Масивами R-A-I-D третього рангу називають R-A-I-D із паралельною паралельною передачею інформації та парністю (Parallel Transfer Disks with Parity). Вони розшаровують дані по усіх накопичувачах набору та записують контрольні дані на додатковий паритетний накопичувач. Дані розбиваються на підблоки на ступені байт та записуються разом з цим на усі накопичувачі набору крім єдиного, який застосовується задля паритету.

R-A-I-D 3 зазвичай застосовується як підсистема із вбудованими контролерами R-A-I-D. Вживання підсистем R-A-I-D 3 практично зійшло нанівець у 1999 році. Більшість переваг R-A-I-D 3, пов'язаних із підвищенням продуктивності, зараз досягаються поза поміччю кешування та вищої швидкодії обертання накопичувачів.

Хоча у R-A-I-D 3 практично завжди застосовується виділений накопичувач паритету, це необов'язково. Наприклад, інформація паритету різноманітних шарів спроможне знаходитися на різноманітних накопичувачах набору.

Застосування R-A-I-D 3 вирішує проблему великої надмірності у R-A-I-D 2. Більшість перевірочних накопичувачів, що використовуються у R-A-I-D рангу 2, потрібні задля визначення положення несправного розряду. Проте у цьому немає потреби, адже більшість керувальників у змозі визначити, коли накопичувач відмовив поза поміччю спеціальних сигналів, чи додаткового кодування інформації, записаної на накопичувач та використовуваної задля виправлення випадкових збоїв.

Переваги такої організації R-A-I-D-набору:

- велика продуктивність передачі інформації;
- відмова диска мало впливає на продуктивність роботи набору;
- малі накладні витрати задля реалізації надмірності.

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		21

Недоліки є такими:

- непростя реалізація;
- низька потужність при великій інтенсивності запитів інформації невеликого об'єму.

R-A-I-D 3 спроможні використовуватися задля великих додатків із послідовним дозволом до інформації, таким як випуск фільмів та мультимедіа. В графічних системах та системах автоматизованого проектування CAD, як правило, теж є великі файли із послідовним дозволом. Виграти з підвищеної продуктивності при записуванні у масивах R-A-I-D 3 спроможні та структури збору інформації задля наукових досліджень. Організацію інформації в масивах R-A-I-D третього рангу показано на рис. 1.10.

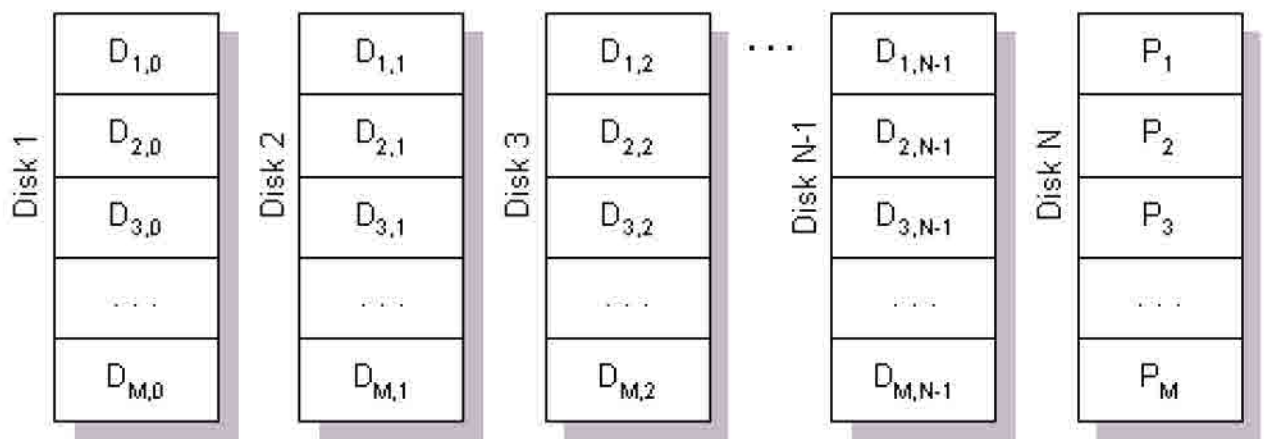


Рисунок 1.10. Організація інформації в масивах R-A-I-D 3

### **1.8 Аналіз R-A-I-D Ступінь 4: Незалежний доступ із виділеним диском паритету**

Набори R-A-I-D четвертого рангу – це реалізація R-A-I-D із незалежним дозволом, у якій один накопичувач виділяється задля інформації паритету. Це дає збільшення продуктивності при зчитуванні, проте при цьому задля R-A-I-D 4 особливо серйозною стала проблема запису, адже до диска паритету доводиться звертатися двічі у кожному циклі зчитування, модифікації та запису.

Виявлення інформації у масивах R-A-I-D четвертого рангу показано на рис. 1.11. Як та у разі інших наборів R-A-I-D, їх можливо розбивати на безліч віртуальних накопичувачів.

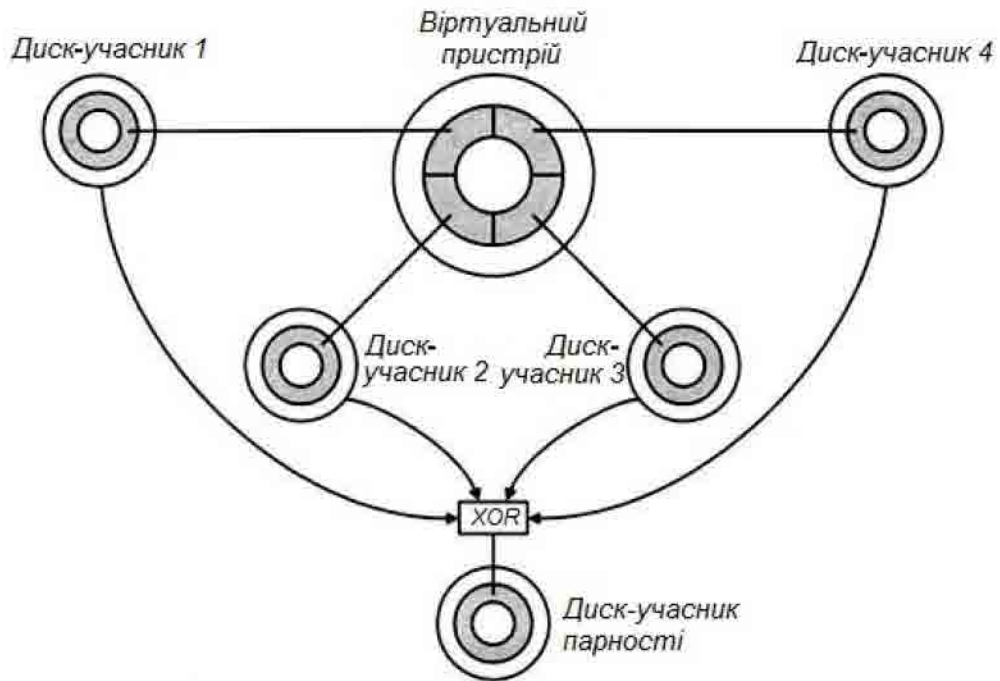


Рисунок 1.11. Виявлення інформації задля R-A-I-D 4

Через застосування виділеного диска задля інформації паритету, невід'ємним критичним елементом R-A-I-D 4 є обробка запитів запису. Це подвійний камінь спотикання, враховуючи вже існуючу у R-A-I-D проблему запису. Адже R-A-I-D 4 підтримує незалежний доступ до усіх накопичувачів, на один виділений задля інформації паритету накопичувач доводиться кілька дій зчитування та запису перевірочних інформації. Залежність усіх незавершених дій запису з виділеного диска інформації паритету спроможне стати вузьким місцем структури. Слід пам'ятати про те, що в міру збільшення числа накопичувачів у наборі R-A-I-D четвертого рангу, посилюється та проблема запису. У деякій мірі, чисельність накопичувачів у наборі визначає число дій, що поєднуються в момент часу. Наприклад, масив із трьох накопичувачів спроможне разом з цим обробляти максимум 2 запити введення-виведення. Не дивлячись на застосування алгоритмів прискорення процесів обробки, таких як організація черги команд поза поміччю міток, голівка диска спроможне обробити лише один запит у одиницю часу. Через це, масив із п'яти накопичувачів спроможне підтримувати більш дій введення-виведення, чим масив із чотирма дисками, шстидисковий масив здатний обробляти більш

запитів, чим п'ятидисковий, та так далі. Спроможне здатися, що додавання у масив нових накопичувачів допоможе розподілити навантаження та створити додатковий паралелізм у підсистемі R-A-I-D, проте це не завжди вірно. Маловірогідно, що виявлення інформації у наборі R-A-I-D та характеристики доступу додатка будуть такі "підігнані", що забезпечать високо паралельний розподіл робочого навантаження на усі накопичувачі-учасники. Проте, у масивах із великою чисельністю накопичувачів більш та працюючих голівок накопичувачів, що потенційно спроможне кілька збільшити потужність.

Проте, у R-A-I-D 4, "тиснява", що виникає із-поза доступу до диска парітету зростає із збільшенням чисельності накопичувачів. Через це підструктури R-A-I-D 4 деяким чином обмежені у чисельності накопичувачів. Таким чином, гнучкість дискових підсистем R-A-I-D 4 та їх здібність до розширення обмежена. Можливо, через це вживання R-A-I-D 4 обмежене.

### **1.9 Аналіз R-A-I-D Ступінь 5: Незалежний доступ та розподілена парність**

R-A-I-D п'ятого рангу це масив R-A-I-D із незалежним дозволом, який розподіляє контрольні дані по усіх накопичувачах набору. Іншими словами, там немає виділеного диска парітету. Це означає, що немає того диска, який стає вузьким місцем при записуванні, як у R-A-I-D 4. Затримка, пов'язана із циклом зчитування, модифікації та записи, обов'язкова задля дій запису, при цьому залишається, проте у R-A-I-D 5 все-таки немає окремого диска, біля якого створюється "затор", як у підсистемах R-A-I-D 4.

В міру збільшення чисельності накопичувачів у масивах R-A-I-D 5, збільшується та потенційне число поєднаних дій. Тут ми бачимо різкий контраст у порівнянні із R-A-I-D 4 із вузьким місцем в вигляді диска парітету. Таким чином, набори R-A-I-D 5 спроможні реально підтримувати більшу чисельність накопичувачів, чим R-A-I-D 4, що надає можливість із R-A-I-D 5 добиватися більшої ємкості задля кращої продуктивності.

Крім того, збільшення продуктивності сильно залежить з розподілу інформації по накопичувачах-учасниках та шаблону доступу додатка.

Дослідження роботи підсистем R-A-I-D із декількома поширеними додатками, проведені у Digital Equipment Corporation, показали, що 55 відсотків дій введення-виведення адресовано 20 відсоткам накопичувачів набору.

Розподіл перевірочних інформації у масивах R-A-I-D 5 відмінно підходить технології XOR інтеграції накопичувачів. Адже контрольні дані зберігаються на різноманітних накопичувачах набору, кілька дій запису спроможні разом з цим використовувати кілька абсолютно різноманітних накопичувачів задля запису інформації та відповідних їм перевірочних інформації. Передбачимо, що у наборі R-A-I-D 5 вісім накопичувачів, оновлення кожної смуги включає зчитування, запис та обчислення перевірочних інформації на двох накопичувачах із восьми. Легко можливо уявити собі безліч комбінацій одночасних дій, що будуть адресовані різним дискам, та при яких удасться уникнути битви поза один та той же накопичувач. Звичайно, немає гарантії, що таке суперництво не виникне, проте у принципі, розподіл навантаження поза поміччю поєднаних дій спроможне привести до значного зростання продуктивності задля деяких додатків, наприклад, програм обробки транзакцій. Крім того, пропускна спроможність шини, необхідна задля розрахунку паритету у діях XOR складає з 33 до 50 відсотків, що проводить до підвищення пропускної спроможності набору R-A-I-D.

Виявлення інформації задля R-A-I-D 5, включаючи розміщення перевірочних інформації, показане на рис. 2.6. Немає стандарту чи специфікації, що визначають те, як розподіляються контрольні дані, через це схеми розподілу перевірочних інформації у реалізаціях R-A-I-D 5 різні в різноманітних виробників. На рисунку 1.12, контрольні дані задля першого шару розташовані на першому диску, задля другого – на другому диску, та так далі. Поза наявності у наборі п'яти накопичувачів, контрольні дані шостого шару "розвернуться" та будуть направлені на перший накопичувач набору.

Набори R-A-I-D п'ятого рангу – одні із найпопулярніших рішень R-A-I-D на ринку. Хоча розподіл перевірочних інформації по кількох накопичувачах виглядає кілька складним, насправді знайти їх сильно просто, досить знати

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		25

номер відповідного шару. Іншими словами, виявлення інформації задля віртуального пристрою диктує шар, проте смуга визначає місце розташування перевірочних інформації.

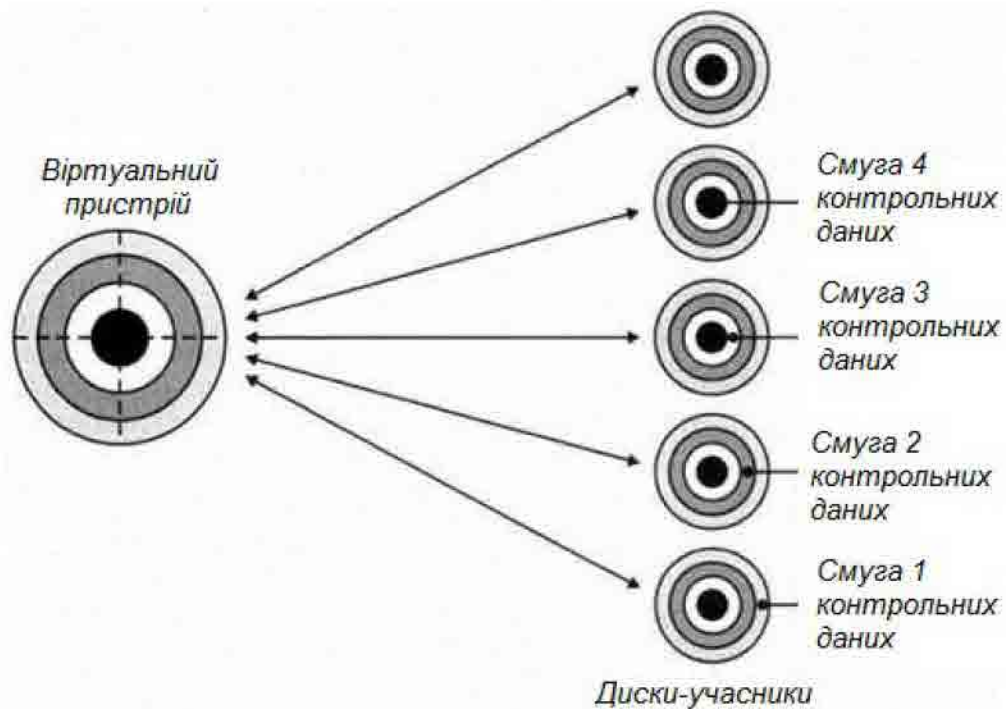


Рисунок 1.12. Виявлення інформації задля R-A-I-D 5

Оптимальним застосуванням задля наборів R-A-I-D п'ятого рангу є завантаження транзакцій, у яких у підсистемі R-A-I-D спроможне перекриватися безліч запитів введення-виведення. Проблеми із насиченим трафіком значною мірою допомагає вирішити кешування із зворотним записом.

### 1.10 Аналіз R-A-I-D Ступінь 6: Незалежний доступ із подвійною парністю

У ході обговорення попередніх рівнів R-A-I-D йшлося про захист з втрати інформації лише на одному із накопичувачів набору. Величина часу напрацювання на втрату інформації (MTDL), звичайно, повинно вселяти в вас упевненість у підсистемі, проте воно не завжди допомагає захистити коштовні дані, що мають існувати постійно доступні.

Шостий ступінь R-A-I-D забезпечує два ступені резервного дублювання; це означає, що масив втрачає два накопичувачі, та при цьому продовжує функціонувати.

Вживання R-A-I-D 6 набагато дорожче у порівнянні із іншими рівнями R-A-I-D. Це відбувається завдяки необхідності підтримувати два ступені скорочених дій задля регенерації та відновлення паритету. Задля цього потрібні дорожчі та складніші керувальники, чим на інших рівнях R-A-I-D.

Першим підходом до R-A-I-D 6 є застосування двох різноманітних алгоритмів задля генерування перевірочних інформації. Найлегше це реалізувати, виділивши задля підтримки накопичувачів із даними два накопичувачі паритету. Один із накопичувачів паритету підтримує один алгоритм паритету, тоді як другий підтримує інший. Застосування двох алгоритмів називають парністю P+Q.

Наприклад, функція XOR розраховує значення паритету рівне P. У цьому випадку, функція паритету Q повинна відноситися до якихось інших інформації. У разі відмови двох накопичувачів, дані на обох накопичувачах відновлюються поза поміччю рішення двох рівнянь із двома змінними, це прийом алгебри, який можливо прискорити поза поміччю допоміжного процесора.

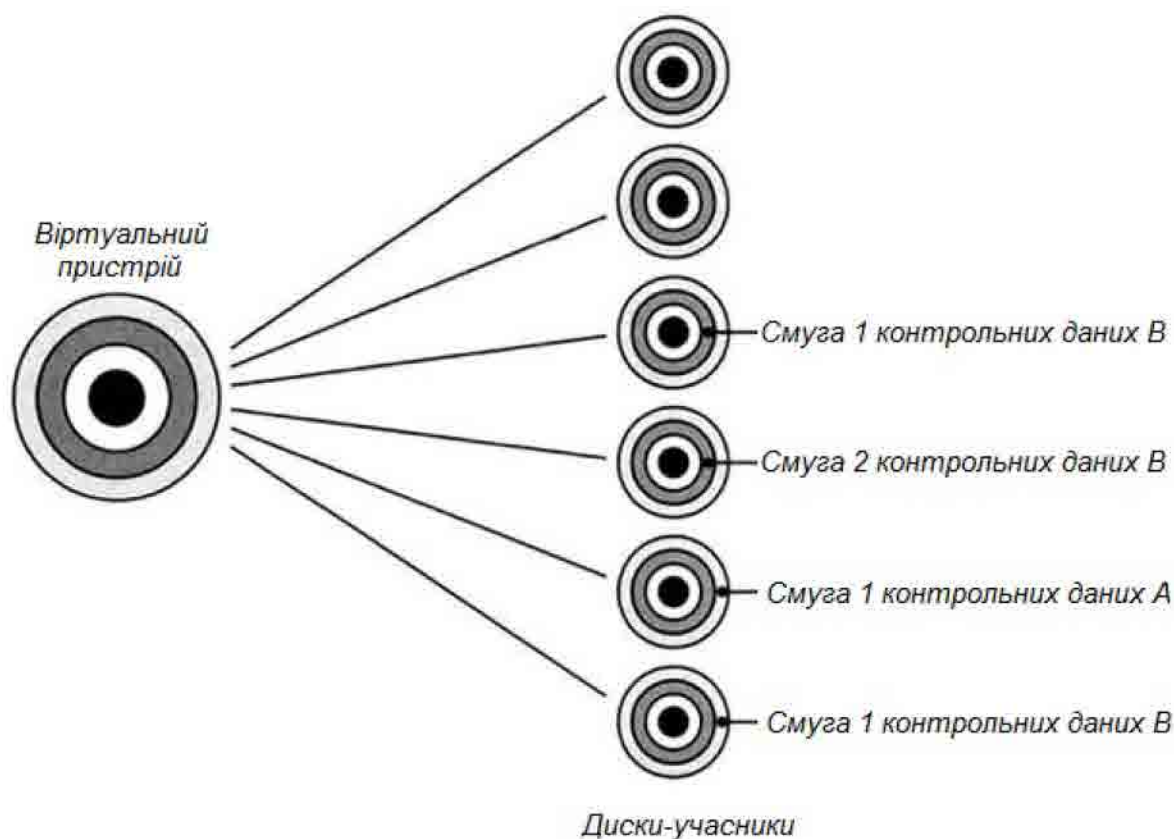


Рисунок 1.13. Виявлення інформації задля одновимірного набору R-A-I-D 6



відсотків об'єму. Проте, коли у наборі 100 накопичувачів при конфігурації 10x10, необхідно 20 накопичувачів паритету, проте відсоток службової інформації знижується до 20.

Одною із переваг двомірного підходу є те, що той же алгоритм спроможне використовуватися задля розрахунку перевірочних інформації. Це значно спрощує математичні операції, використовувані задля скорочених дій, таких як відновлення інформації та відновлення паритету. Можливо використовувати одну та ту же програму керування масивом чи той же допоміжний процесор.

Таблиця 1.1. Загальні характеристики R-A-I-D-наборів простих рівнів

<i>Тип набору</i>	<i>R-A-I-D 0</i>	<i>R-A-I-D 1</i>	<i>R-A-I-D 3</i>	<i>R-A-I-D 5</i>	<i>R-A-I-D 6</i>
Технологія	Чергування	Дзеркалювання	Чергування, парність	Чергування, парність	Чергування, парність
Керувальник	Усі	Усі	Апаратний	Апаратний Ні-End	Спеціалізований
Чисельність жорстких накопичувачів	2; 4	2	3 та більш	3 та більш	3 та більш
Доступний робочий простір, %	100	50	66 задля 3; 75 задля 4	66 задля 3; 75 задля 4	33 задля 3; 50 задля 4; 60 задля 5
Стійкість при відмові диску	Ні	Велика	Велика	Велика	Сильно велика
Відновлення інформації	Ні	Сильно швидке	Швидке	Швидке	Сильно швидке
Продуктивність непередбаченого зчитування	Сильно гарна	Гарна	Гарна	Сильно гарна	Сильно гарна
Продуктивність непередбаченого запису	Сильно гарна	Гарна	Погана	Нормальна	Погана

На рис. 1.14 показано виявлення інформації задля двомірної підструктури R-A-I-D рангу 6. Крім того, немає жодних правил, що визначали б структуру таблиці. Взагалі, немає необхідності будувати матрицю як ряди незалежних наборів. Це вимагало б ідентичних конфігурацій розмірів екстентів та глибини шарів у обох масивах. Замість цього було б легко побудувати таблицю із екстентів, що належать одному та через це же набору.

Таблиця 1.2. Характеристики R-A-I-D-наборів простих рівнів, отримані при рішенні практичних задач

<i>R-A-I-D</i>	<i>Мінімум накопичувачів</i>	<i>Потреба в накопичувачах</i>	<i>Відмовостійкість</i>	<i>Продуктивність передачі інформації</i>	<i>Інтенсивність обробки запитів</i>	<i>Практичне використання</i>
0	2	N	< 1 накопичувач	< R-A-I-D 3	Сильно велика, до N x 1 накопичувач	Графіка, відео
1	2	2N*	< R-A-I-D 6	R > 1 накопичувач W = 1 накопичувач	До 2 x 1 накопичувач W = 1 накопичувач	Малі файл-сервери
2	7	2N	< R-A-I-D 1	~ R-A-I-D 3	Низька	Мейн-фрейми
3	3	N+1	< R-A-I-D 1	< R-A-I-D 7	Низька	Графіка, відео
4	3	N+1	< R-A-I-D 1	R < R-A-I-D 3 W < R-A-I-D 5	R = R-A-I-D 0 W << 1 накопичувач	Файл-сервери
5	3	N+1	< R-A-I-D 1	R < R-A-I-D 4 W < R-A-I-D 3	R = R-A-I-D 0 W < 1 накопичувач	Сервери баз інформації
6	4	N+2	Найвища	Низька	R > 1 накопичувач W < R-A-I-D 4	Використовуються сильно рідко
7	12	N+1	< R-A-I-D 1	Найвища	Найвища	Різні типи додатків

### 1.11 Порівняння характеристик простих рівнів R-A-I-D-наборів

Після огляду простих (стандартних) рівнів R-A-I-D-наборів виконано порівняльний аналіз, результати якого показані в таблицях характеристик

найбільш поширених простих рівнів R-A-I-D-наборів, де наведені дані, отримані при рішенні практичних задач, пов'язаних із швидкодією підструктури зовнішньої пам'яті ПК (табл. 1.1, табл. 1.2). Уточнення: \* – розглядався звичайно використовуваний варіант; k – чисельність підsegmentів; R – зчитування; W – запис.

## 1.12 Поєднання рівнів R-A-I-D

Вважаючи, що програми керування масивами постійно знаходяться у підсистемі R-A-I-D, проте також у програмах керування томами хоста чи контролері введення-виведення хоста, видається логічним розгляд можливості накладення один на єдиного різноманітних шарів виконуваних функцій R-A-I-D. Виявляється, що поєднання дзеркального дублювання та розшарування надає можливість та збільшити потужність, та забезпечити надмірність.

Таблиця 1.3. Загальні переваги та недоліки різноманітних рівнів R-A-I-D

<i>Ступінь R-A-I-D</i>	<i>Відносно сильна сторона</i>	<i>Відносно слабка сторона</i>
R-A-I-D 0	Потужність	Відсутність надмірності
R-A-I-D 1	Надмірність без паритету	Ціна
R-A-I-D 3	Мінімальна затримка запису	Відсутність поєднання дій
R-A-I-D 4	Поєднання невеликих дій введення-виведення	Вузьке місце диска паритету
R-A-I-D 5	Поєднання невеликих дій введення-виведення	Затримка запису

Щоб використовувати разом з цим кілька рівнів R-A-I-D немає необхідності застосовувати R-A-I-D у різноманітних продуктах. На ринку існує кілька рішень підсистем R-A-I-D, що забезпечують багат шаровість R-A-I-D усередині однієї підструктури. Поєднання різноманітних рівнів R-A-I-D надає можливість використовувати відносно сильну сторону єдиного рангу, щоб компенсувати чи здолати недолік іншого. Сильні та слабкі сторони

різноманітних рівнів R-A-I-D наведені в табл.1.3. Багатошарові набори вимагають додаткового рангу віртуалізації пристрою, та спроможні привести до плутанини у термінології. Ми називатимемо ступінь R-A-I-D, що безпосередньо управляє дисками-учасниками, масивом найменшої позиції, проте ступінь R-A-I-D, найбільш наближений до центрального процесора комп'ютера, масивом найвищої позиції. Масив найвищої позиції є повністю віртуальним та не включає жодних апаратних засобів. Іншими словами, цей ступінь не є реальним сховищем інформації.

Масив найвищої позиції представляється як єдиний віртуальний пристрій чи єдиний масив. Нижча позиція фактично складається із кількох фізичних наборів: поодинці на кожен віртуальний масив вищої позиції. Це показано на рис. 1.15. Комбінацію із R-A-I-D першого та нульового рівнів називають R-A-I-D 0+1 чи R-A-I-D 10. Як ми побачимо далі, в неї є кілька цікавих переваг. У результаті поєднання швидкодії розшарування R-A-I-D 0 та дзеркального дублювання R-A-I-D 1 ми отримуємо швидку підсистему R-A-I-D, без проблем запису та із відмінною продуктивністю.

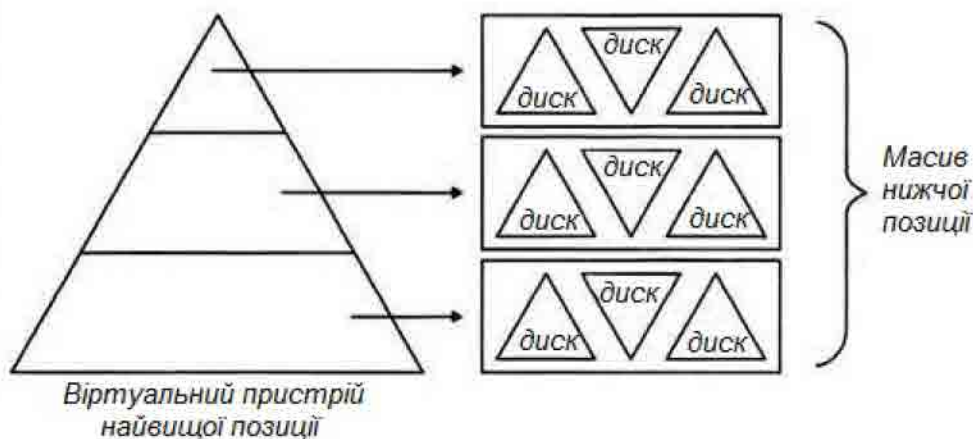


Рисунок 1.15. Багаточисельні набори найменшої позиції представлені в вигляді віртуальних накопичувачів у наборі найвищої позиції

### 1.12.1 R-A-I-D Ступінь 10: Відмовостійкість із дублюванням та паралельною обробкою

Ця архітектура являє собою масив типу R-A-I-D 0, сегментами якого є набори R-A-I-D 1. Він об'єднує у собі сильно високу відмовостійкість та потужність. Переваги такої організації R-A-I-D-набору:



### 1.12.2 R-A-I-D Ступінь 30: Відмовостійкість із паралельною передачею інформації і підвищеною продуктивністю

Ця архітектура являє собою масив типу R-A-I-D 0, сегментами якого є набори R-A-I-D 3 (рис.1.17). Він об'єднує у собі відмовостійкість та високу потужність. Зазвичай застосовується задля додатків, що потребують послідовної передачі інформації великих обсягів. Переваги такої організації R-A-I-D-набору:

- велика відмовостійкість;
- велика потужність.

Недоліки є такими:

- велика вартість;
- обмежене масштабування.

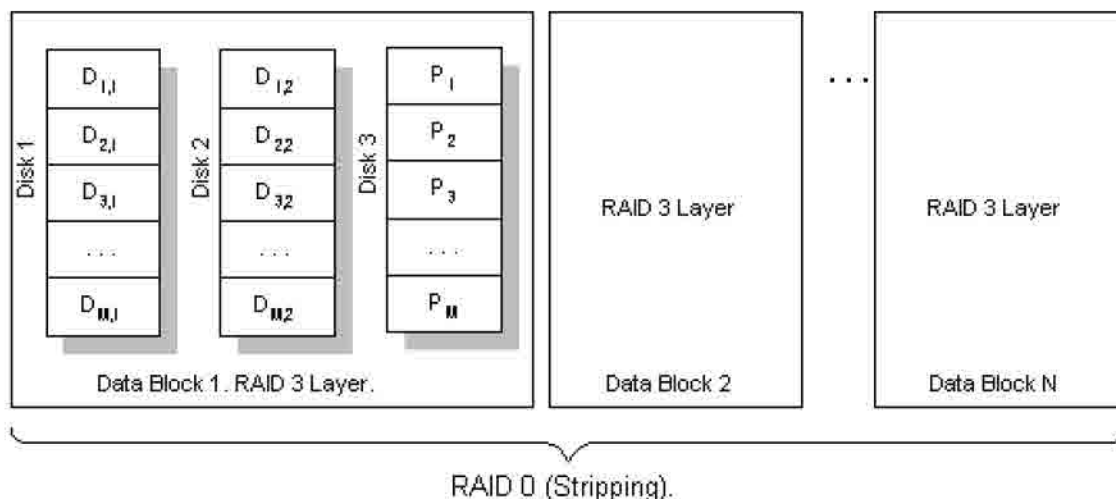


Рисунок 1.17. Організація інформації в масивах R-A-I-D 30

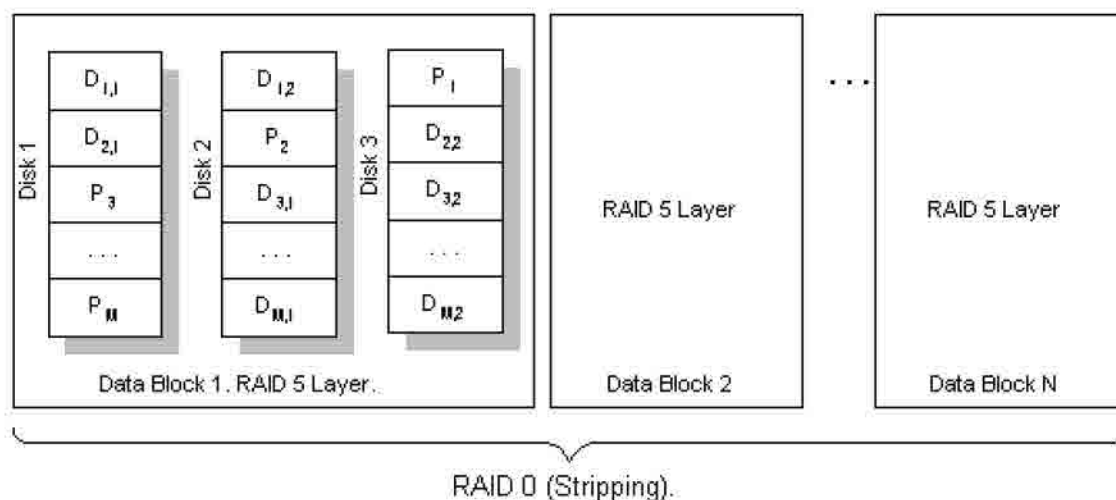


Рисунок 1.18. Організація інформації в масивах R-A-I-D 50

### **1.12.3 R-A-I-D Ступінь 50: Відмовостійкість із розподіленою парністю та підвищеною продуктивністю**

Ця архітектура являє собою масив типу R-A-I-D 0, сегментами якого є набори R-A-I-D 5 (рис.1.18). Він об'єднує у собі відмовостійкість та високу потужність задля додатків із великою інтенсивністю запитів та високу продуктивність передачі інформації. Переваги такої організації R-A-I-D-набору:

- велика відмовостійкість;
- велика продуктивність передачі інформації та обробки запитів.

Недоліки є такими:

- велика вартість;
- обмежене масштабування.

### **1.12.4 Порівняння характеристик складених R-A-I-D- наборів**

Після огляду комбінованих (складених) R-A-I-D-наборів виконано порівняльний аналіз, результати якого показані в таблиці характеристик (табл. 1.4). Порівняння проводилося в рамках архітектур, згаданих в таблиці.

## **1.13 Порівняння варіантів реалізації R-A-I-D-систем**

Розглянемо три основні варіанти реалізації R-A-I-D-систем:

- програмна (software-based);
- апаратно-шинно-орієнтована (bus-based);
- апаратно-автономна підсистема (subsystem-based).

Не можливо однозначно сказати, що будь-яка реалізація краще, чим інша. Кожен варіант організації набору задовольняє тих чи інших потреб користувача у залежності з фінансових можливостей, чисельності користувачів та використовуваних додатків.

Кожна із перерахованих вище реалізацій базується на виконанні програмного коду. Відрізняються вони фактично тим, де цей код виконується: у центральному процесорі комп'ютера (програмна реалізація) чи у спеціалізованому процесорі на R-A-I-D-контролері (апаратна реалізація).

Головна перевага програмної реалізації – низька вартість. Проте при цьому

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		35

в неї багато недоліків: низька потужність, завантаження додатковою роботою центрального процесора, збільшення шинного трафіку. Програмно зазвичай реалізують прості ступені R-A-I-D – 0 та 1, адже вони не вимагають значних обчислень. Із огляду на ці особливості, R-A-I-D-структури із програмною реалізацією використовуються у серверах початкового рангу.

Таблиця 1.4. Характеристики поширених multi-R-A-I-D-наборів

<i>Тип набору</i>	<i>R-A-I-D 0+1</i>	<i>R-A-I-D 1+0</i>	<i>R-A-I-D 5+0</i>	<i>R-A-I-D 5+1</i>
Технологія	Чергування, дзеркалювання	Чергування, дзеркалювання	Чергування, парність	Чергування, парність, дзеркалювання
Керувальник	Майже усі	Майже усі	Спеціалізований	Спеціалізований
Чисельність накопичувачів	4 min	4 min	6 min	6 min
Доступний робочий простір, %	50	50	66 задля 2 страйпів по 3 накопичувачі	33–40
Стійкість при відмові диску	Сильно гарна	Відмінна	Гарна	Відмінна
Відновлення інформації	Швидке	Сильно швидке	Середнє	Швидке
Продуктивність непередбаченого зчитування	Сильно гарна	Сильно гарна	Сильно гарна	Сильно гарна
Продуктивність непередбаченого запису	Гарна	Гарна	Гарна	Гарна
Продуктивність лінійного зчитування	Сильно гарна	Сильно гарна	Сильно гарна	Сильно гарна
Продуктивність лінійного запису	Гарна	Гарна	Гарна	Гарна
Вартість	Відносно велика	Відносно велика	Велика	Сильно велика

Апаратні реалізації R-A-I-D відповідно коштують більш, чим програмні, адже використовують додаткову апаратуру задля виконання дій введення/виведення. При цьому вони розвантажують чи звільняють центральний процесор та системну шину та відповідно дозволяють збільшити швидкодію.

Шинно-орієнтовані реалізації представляють собою R-A-I-D-керувальники, що використовують швидкісну шину комп'ютера, в яку вони встановлюються. Їх можливо розділити на низькорівневі та високорівневі. Перші зазвичай не мають SCSI-чіпів та використовують так званий R-A-I-D-порт на материнській платі із вбудованим SCSI-контролером. При цьому функції обробки коду R-A-I-D та дій введення/виведення розподіляються між процесором на R-A-I-D-контролері та чіпами SCSI на материнській платі. Таким чином, центральний процесор звільняється з обробки додаткового коду та зменшується шинний трафік у порівнянні із програмним варіантом. Вартість таких плат зазвичай невелика, особливо якщо вони орієнтовані на структури R-A-I-D 0 чи 1 (є також реалізації R-A-I-D 3, 5, 10, 30, 50, проте вони дорожчі), завдяки чому вони потроху витісняють програмні реалізації із ринку серверів початкового рангу. Високорівневі керувальники із шинною реалізацією мають дещо іншу структуру. Вони беруть на себе усі функції, пов'язані із введенням виведенням та виконанням R-A-I-D-коду. Крім того, вони не так залежні з реалізації материнської плати та, як правило, мають більш можливостей (наприклад, можливість підключення модуля задля збереження інформації у кеш в разі відмови материнської плати чи зникнення живлення). Такі керувальники зазвичай коштують більш низькорівневих та використовуються в серверах середнього та високого рангу. Вони, як правило, реалізують R-A-I-D-ступені 0,1, 3, 5, 10, 30, 50. Із огляду на те, що шинно-орієнтовані реалізації підключаються до внутрішньої шини PCI-е комп'ютера, вони є найбільш продуктивними серед розглянутих систем (при організації одно-хостових систем). Разом із перерахованими перевагами шинно-орієнтована архітектура має такі недоліки:

- залежність з операційної структури та платформи;
- обмежена масштабованість;

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		37

- обмежені можливості по організації відмовостійких систем.

Усіх цих недоліків можливо уникнути, використовуючи автономні підструктури. Ці структури мають повністю автономну зовнішню організацію та у принципі являють собою окремий комп'ютер, який застосовується задля організації систем збереження інформації. Крім того, у разі розвитку технології оптоволоконних каналів швидкодія автономних систем ні у чому не буде поступатися шинно-орієнтованим системам.

Зазвичай зовнішній керувальник ставиться у окрему стійку та на відміну з систем із шинною організацією спроможне мати велику чисельність каналів введення/виведення, у через це числі та хост-каналів, що дає можливість підключати до структури кілька хост-комп'ютерів та організовувати кластерні структури. В системах із автономним контролером можливо реалізувати гаряче резервування керувальників. Одним із недоліків автономних систем залишається їх велика вартість. Із огляду на вищесказане, зазначимо, що автономні керувальники зазвичай використовуються задля реалізації високоємних сховищ інформації та кластерних систем.

#### **1.14 Підготовка тестового стенду задля аналізу масштабованості R-A-I-D-наборів**

В даному розділі будуть розглянуті різні конфігурації R-A-I-D-наборів та протестована потужність дискової підструктури ПК.

Підвищення продуктивності дискової підструктури забезпечується одночасною роботою кількох накопичувачів, та у цьому сенсі чим більше накопичувачів у наборі (до певної межі), тим краще, проте це залежить також з архітектури обчислювальної структури, типу контролеру R-A-I-D, обраної конфігурації R-A-I-D і деяких інших факторів, що будуть зазначені в даному розділі.

Спільну роботу накопичувачів у наборі можливо організувати поза поміччю чи паралельного, чи незалежного доступу. При паралельному доступі дисковий простір розбивається на блоки (смужки) задля запису інформації. Аналогічно інформація, що підлягає запису на накопичувач, розбивається на такі

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		38

же блоки. При записуванні окремі блоки записуються на різні накопичувачі, причому запис кількох блоків на різні накопичувачі відбувається разом з цим, що та приводить до збільшення продуктивності у діях запису. Потрібна інформація також зчитується окремими блоками разом з цим із кількох накопичувачів, що теж сприяє зростанню продуктивності пропорційно чисельності накопичувачів у наборі.

Слід зазначити, що модель із паралельним дозволом реалізується лише поза умови, що розмір запиту на запис інформації більш розміру самого елемента. Інакше здійснювати паралельний запис кількох блоків практично неможливо. Представимо ситуацію, коли розмір окремого елемента складає 8 Кбайт, проте розмір запиту на запис інформації – 64 Кбайт. У цьому випадку початкова інформація нарізається на вісім блоків по 8 Кбайт кожен. Якщо є масив із чотирьох накопичувачів, то разом з цим можливо записати чотири блоки, чи 32 Кбайт, поза один раз. Очевидно, що у розглянутому прикладі продуктивність запису та продуктивність зчитування опиняться у чотири рази вище, чим при використанні єдиного диска. Це справедливо лише задля ідеальної ситуації, проте розмір запиту далеко не завжди кратний розміру елемента та чисельності накопичувачів у наборі. Якщо же розмір записуваних інформації менше розміру елемента, то реалізується принципово інша модель – незалежний доступ. Більш того, ця модель спроможне використовуватися та в через це випадку, коли розмір записуваних інформації більш розміру єдиного елемента. При незалежному доступі усі дані окремого запиту записуються на окремий накопичувач, тобто ситуація ідентична роботі із одним диском. Перевага моделі із незалежним дозволом у через це, що при одночасному надходженні кількох запитів на запис (зчитування) усі вони виконуватимуться на окремих накопичувачах незалежно один з єдиного. Подібна ситуація типова, наприклад, задля серверів.

В даному розділі проведене порівняння продуктивності R-A-I-D-керувальників: Intel на основі LSI2208, Intel на основі LSI2108, Adaptec 6805, Intel SCU (режим ESRT2). При цьому виконані наступні види тестів: послідовне

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		39

зчитування та запис, випадкове зчитування та запис. Утворювались наступні типи R-A-I-D-наборів: R-A-I-D 0, R-A-I-D 10, R-A-I-D 5, R-A-I-D 50, R-A-I-D 6, R-A-I-D 60. Масштабованість продуктивності дискової підструктури була в діапазоні з 1 до 24 накопичувачів SAS. Було проведено порівняльне перевірки основних типів R-A-I-D-керувальників, що використовуються у серверах, із метою вироблення рекомендацій із оптимального вибору керувальника у залежності з моделі сервера, типу R-A-I-D-набору та чисельності жорстких накопичувачів.

Протестовані наступні R-A-I-D-керувальники:

1. R-A-I-D-модуль Intel RMS25CB080, що встановлюється у спеціальний роз'єм x8 PCIe 3.0 на серверній системній платі. Результати перевірки даного модуля застосовні також до наступних R-A-I-D-модулів та R-A-I-D-керувальників Intel, заснованих на процесорі LSI SAS2208: RMS25CB040, RMS25PB040, RMS25PB080, RS25DB080, RS25AB080, RS25NB008, RS25SB008. Це сімейство 6-гігабітних SAS-керувальників Intel 2-го покоління, розроблених задля застосування у серверах Intel на основі процесорів Intel Xeon E5-2600 / 2400 (серверна платформа Intel Romley EP / EN). На діаграмах цей керувальник буде позначено як RS25.
2. R-A-I-D-керувальник Intel RS2BL080, що встановлюється у стандартний слот x8 PCIe 2.0 та заснований на процесорі LSI SAS2108. Результати перевірки даного керувальника застосовні також до наступних керувальників Intel, що використовують той же мікропроцесор: RS2BL040, RS2WG160, RS2SG244. Це сімейство 6-гігабітних SAS-керувальників 1-го покоління, призначених задля застосування у серверах Intel на основі процесорів Intel Xeon 5600 (платформа Intel Tulersburg EP). Цей керувальник позначимо RS2.
3. Інтегрований 8-портовий 3-гігабітний SATA / SAS-керувальник (SCU) із програмною підтримкою R-A-I-D 0/1/10/5, яким оснащені усі системні плати серверів Intel нового покоління на основі процесорів Intel Xeon E5-2600 / 2400. Цей керувальник спроможне працювати чи у режимі RSTe

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		40

(Intel Rapid Storage Technology), чи у режимі ESRT2 (Intel Embedded Server R-A-I-D Technology 2), що використовує програмний стек LSI MegaRAID. Даний керувальник протестований в режимі ESRT2, адже тільки цей режим підтримує набори R-A-I-D 5 задля SAS-накопичувачів. Відзначимо також, що набір функціональних можливостей даного керувальника визначається типом встановленого на системній платі сервера ключа активації R-A-I-D. Однак результати тестів продуктивності застосовні та до усіх інших ключів. Адже інтегрований керувальник у режимі ESRT2 не надає можливість використовувати розширювач портів, максимальне число накопичувачів задля нього – 8. Цей керувальник позначимо як ESRT2.

4. R-A-I-D-керувальник Adaptec 6805 із інтерфейсом x8 PCIe 2.0. Цей керувальник добре зарекомендував себе, поряд із контролерами Intel застосовується в серверах на основі Intel Xeon 5600. Цей керувальник позначимо 6805.

Потужність перерахованих вище керувальників вимірювалась на діях послідовного та непередбаченого зчитування / запису задля різноманітних типів R-A-I-D-наборів (R-A-I-D 0, R-A-I-D 1, R-A-I-D 10, R-A-I-D 5, R-A-I-D 50, R-A-I-D 6, R-A-I-D 60) при різній чисельності накопичувачів у R-A-I-D-наборі – з мінімального до максимально можливого (у основному, це 24 накопичувачі). Продуктивність послідовних дій вимірювалась у MB / s, випадкових – у IOPS (чисельність дій введення / виведення поза секунду).

Задля тестів використовувався сервер Team R2000GZ із дисковою підсистемою в складі:

1. Один із тестованих керувальників.
2. Розширювач SAS-портів Intel RES2CV360 на 36 портів, до якого підключались 8 портів керувальника та жорсткі накопичувачі. При тестуванні вбудованого керувальника ESRT2, який підтримує максимально 8 накопичувачів, розширювач не використовувався.
3. 24 жорстких диска Seagate SAS 2,5 " Seagate Savvio 10K.5 300GB 6Gb / s

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		41

10000RPM 64MB Cache.

Розглянемо докладно результати перевірки стосовно до різноманітних типів R-A-I-D-наборів.

### 1.15 Перевірки продуктивності набору R-A-I-D 0

R-A-I-D 0 (Striping) – дисковий масив із двоїх та більш накопичувачів, основною метою організації якого є прискорення дискової підструктури, причому у збиток надійності (рис.1.19). В такій конфігурації блоки інформації діляться на блоки та записуються паралельно на усі накопичувачі, як би «чергуючись», що у ідеалі збільшує потужність кратно використуванним дискам, проте та у стільки же раз знижує надійність збереження інформації, адже при виході із ладу будь-якого єдиного накопичувача втрачається інформація на всьому R-A-I-D-наборі.

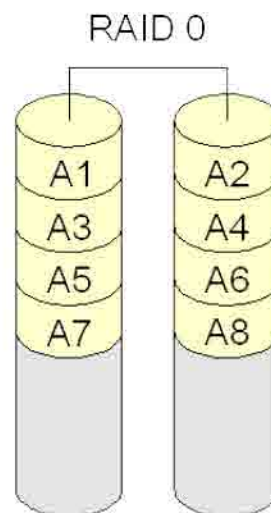


Рисунок 1.19. Організація набору R-A-I-D 0

При послідовному зчитуванні (рис.1.20) керувальники Intel працюють однаково та демонструють практично максимальну теоретично можливу потужність до розміру набору 18 накопичувачів. При послідовному записуванні (рис.1.21) RS25 нормально масштабується навіть краще, чим при зчитуванні – до 22-х накопичувачів. У іншому картина приблизно така же, що та при зчитуванні. При випадкових діях введення-виведення (рис.1.22, рис.1.23) усі апаратні керувальники демонструють однакову продуктивність, адже потужність тут

обмежується можливостями жорстких накопичувачів. Програмний керувальник ESRT2 поступається в швидкодії більш чим у два рази.

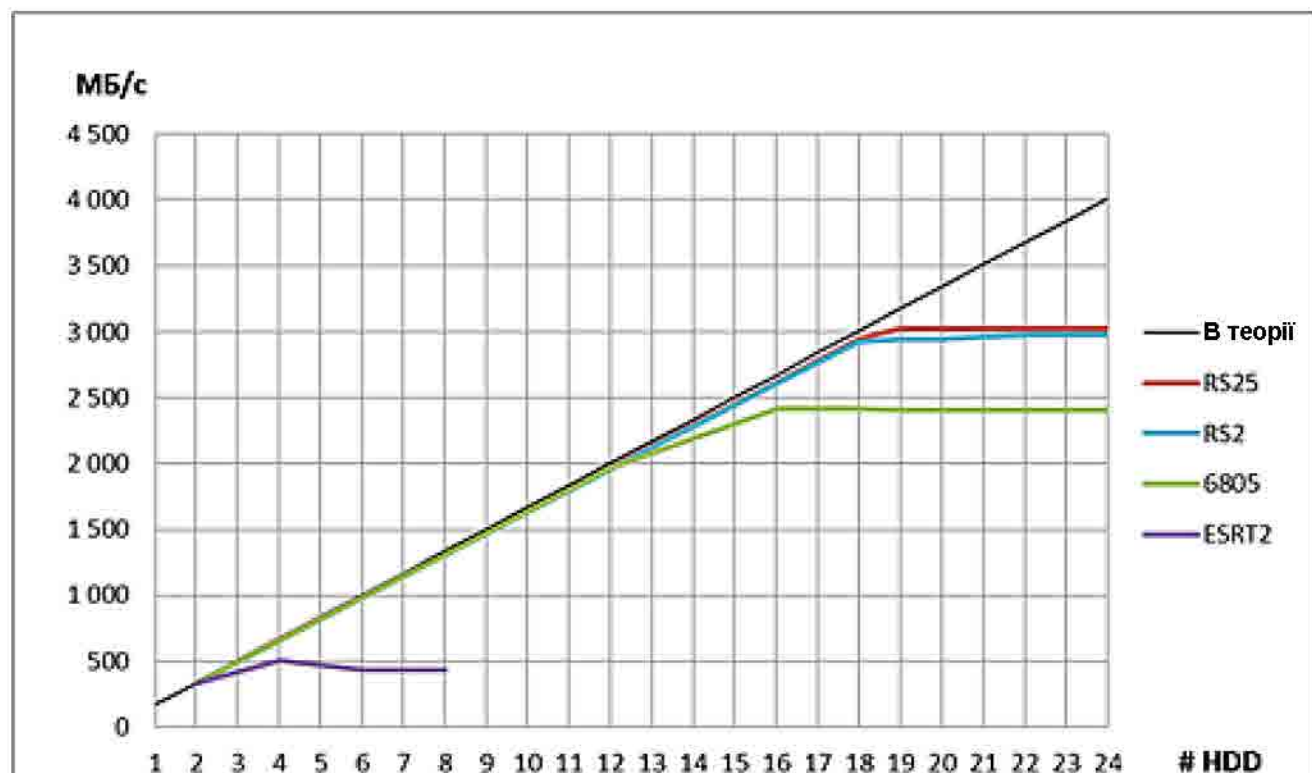


Рисунок 1.20. R-A-I-D 0 на основі різноманітних. Послідовне зчитування

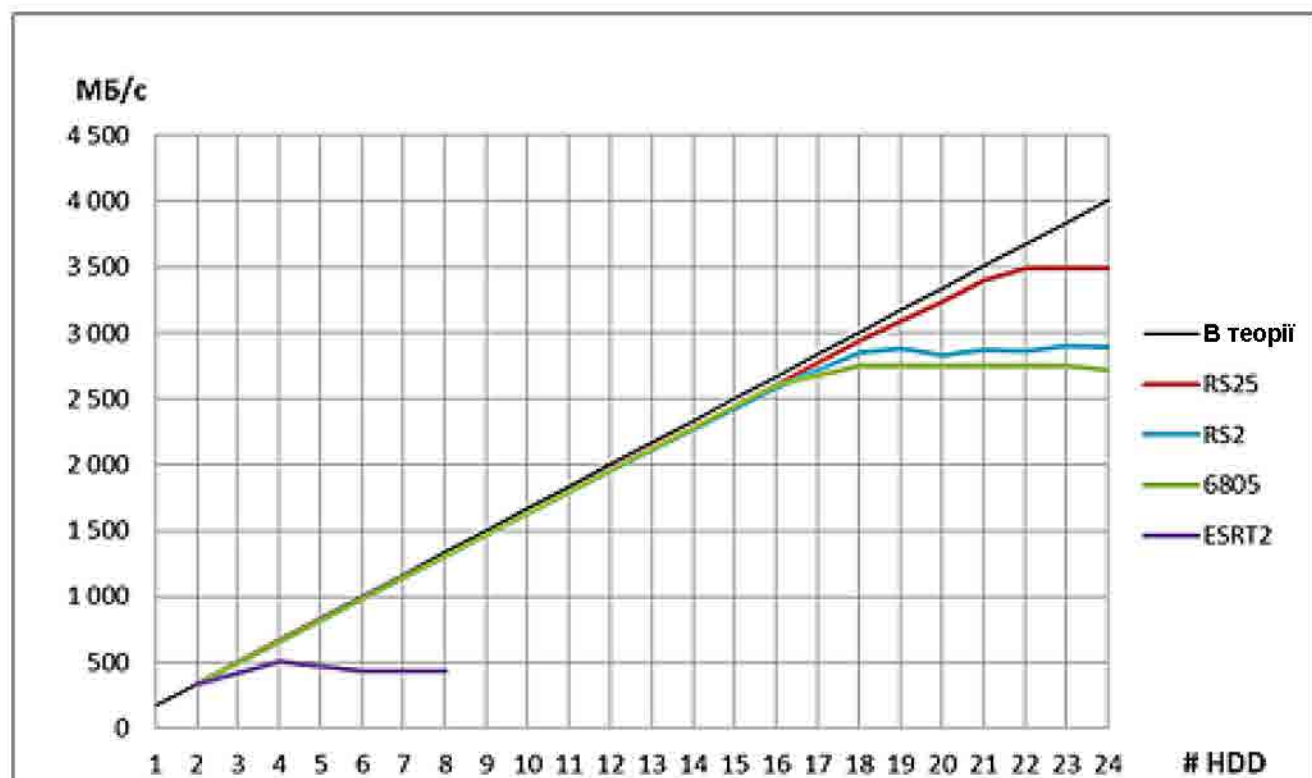


Рисунок 1.21. R-A-I-D 0 на основі різноманітних. Послідовний запис

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата

БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ

Арк.

43

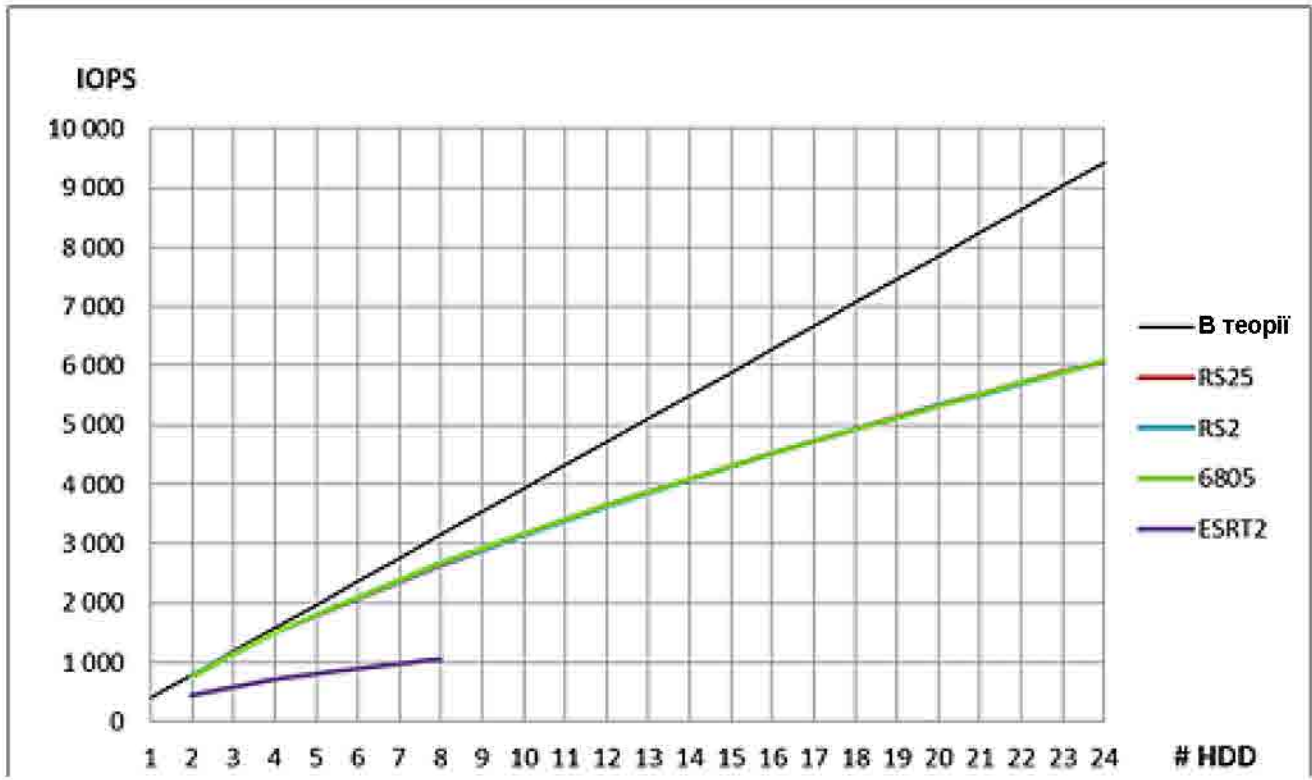


Рисунок 1.22. R-A-I-D 0 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

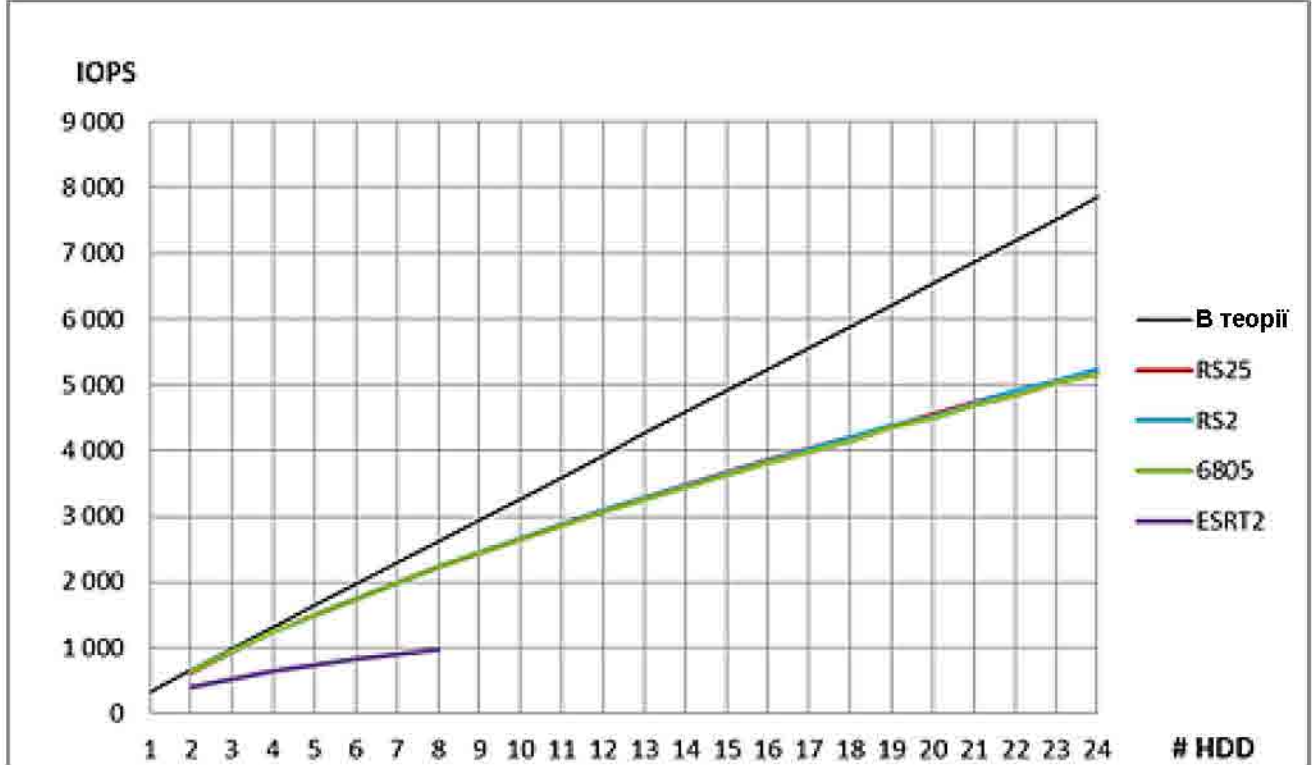


Рисунок 1.23. R-A-I-D 0 на основі різноманітних. Випадковий запис

## 1.16 Перевірки продуктивності набору R-A-I-D 1 та R-A-I-D 10

R-A-I-D 1 (Mirroring) – дисковий масив, зазвичай із двоїх накопичувачів, основною та єдиною метою створення якого є підвищення відмовостійкості структури та надійності збереження інформації. В такому режимі кожен блок інформації (зазвичай «порціями» по 64 чи 128 Кб) записується на обидва жорсткі накопичувачі разом з цим, що приводить до повної ідентичності («дзеркалювання») інформації на накопичувачах (рис.1.24), через це такий масив часто називають "дзеркалом".

Природно, що при виході із ладу єдиного із вінчестерів усі дані залишаються в повній цілості. Проте на сам процес «дзеркалювання» витратимуться деякі ресурси, як системні, так та самого керувальника, що спроможне привести до деякого падіння продуктивності та підвищення завантаження процесора.

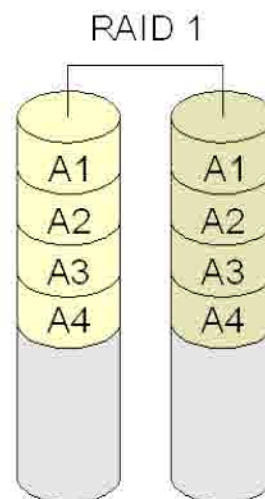


Рисунок 1.24. Організація набору R-A-I-D 1

R-A-I-D 10 (R-A-I-D 1+0) – як випливає із назви, ця конфігурація є об'єднанням технологій R-A-I-D 1 та R-A-I-D 0, тобто на основі мінімум 4-х жорстких накопичувачів створюються два «дзеркальні» дискові набори, на що дані записуються у режимі чергування (рис.1.25). Такий спосіб організації вимагає більших витрат на самі накопичувачі, чим при R-A-I-D 5, проте забезпечує таку же надійність збереження інформації при, зазвичай, більшій швидкодії роботи дискової підструктури, яка забезпечується відсутністю необхідності робити досить складні обчислення.

## RAID 10

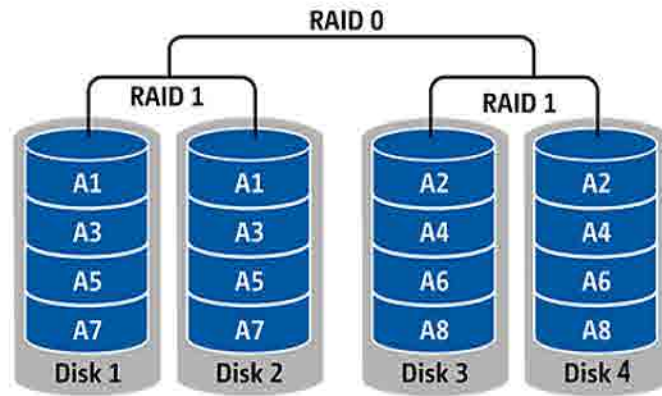


Рисунок 1.25. Організація набору R-A-I-D 10

В такому наборі окремі дзеркальні пари, що складаються із двох накопичувачів (набори R-A-I-D 1), називаються "станами". Якщо застосовується керувальник Adaptec, то задля набору R-A-I-D 10 можливо призначити максимум 8 спанів, тобто максимальний розмір набору R-A-I-D 10 – 16 накопичувачів (поза поміччю деяких дій це обмеження можливо обійти). Задля керувальників Intel все простіше – можливо створити масив R-A-I-D 1 із будь-якої парної чисельності накопичувачів. Фактично буде створений масив R-A-I-D 10, в якому чисельність спанів дорівнює чисельності накопичувачів у наборі, поділений на два. Однак робити це непотрібно, адже у результаті все одно вийдуть однакові набори, що складаються із паралельних дзеркальних пар, проте потужність наборів R-A-I-D 1 та R-A-I-D 10 при однаковій чисельності накопичувачів буде теж однаковою.

При послідовному зчитуванні (рис.1.26) продуктивність набору R-A-I-D 1 приблизно така же, як в R-A-I-D 0, через це що різні блоки інформації спроможні читатися разом з цим із обох накопичувачів дзеркальної пари. Невеликий програш набору R-A-I-D 0 спроможне пояснюватися тим, що дані із кожного диска читаються не безупинно, проте через блок, через це потрібен додатковий час на позиціонування головок.

На зчитуванні керувальники Intel показують продуктивність, близьку до теорії, причому "старий" керувальник навіть швидше. На швидкодії 3GB/s досягається межа пропускної здатності керувальника, як та задля R-A-I-D 0.

Керувальник 6805 нормально масштабується до 8 накопичувачів, проте потім потужність не зростає. Програмний керувальник програє по швидкодії у рази.

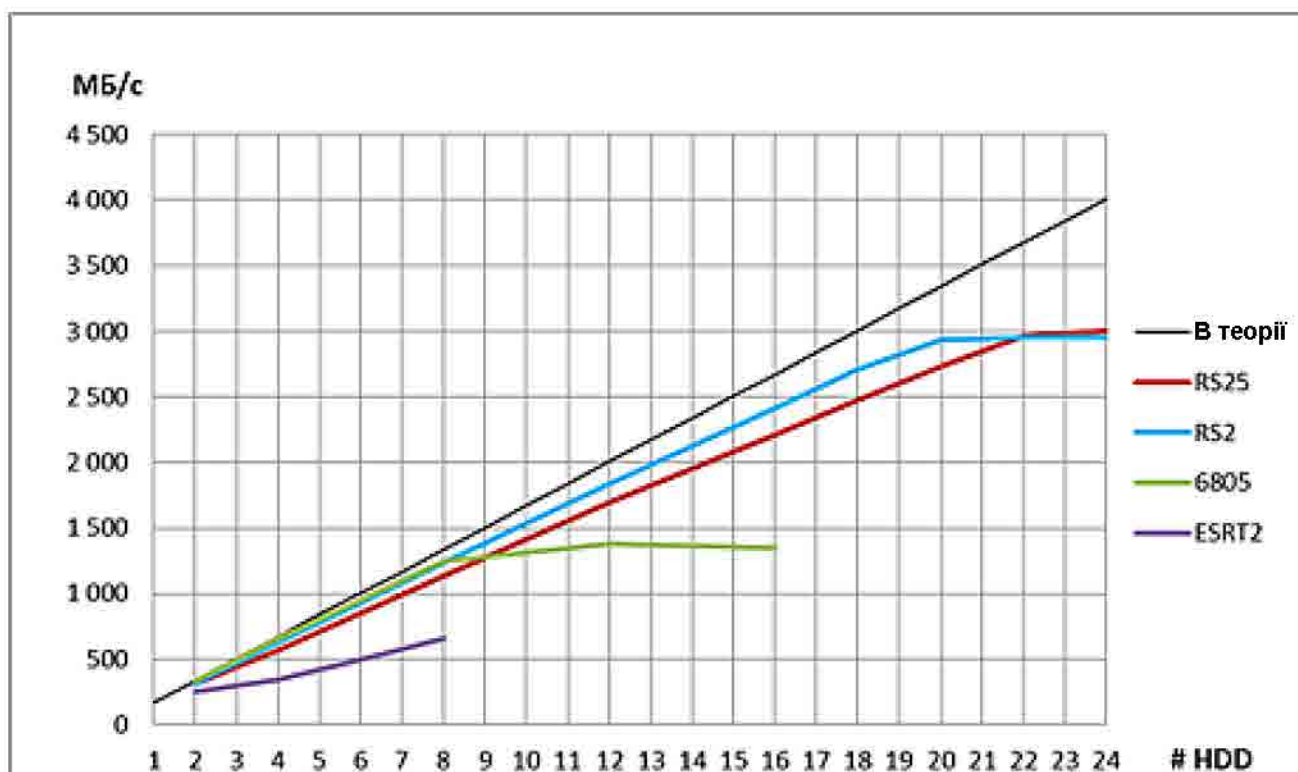


Рисунок 1.26. R-A-I-D 1 та R-A-I-D 10 на різноманітних. Послідовне зчитування

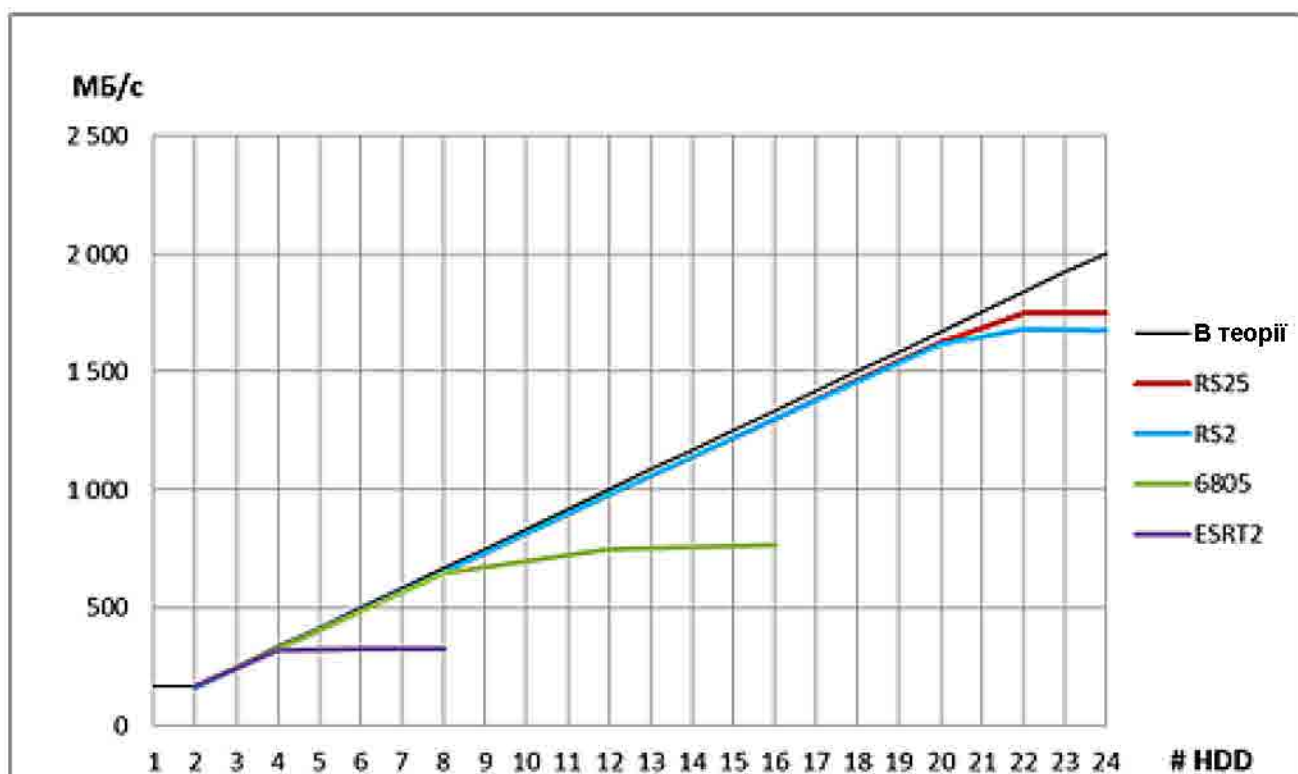


Рисунок 1.27. R-A-I-D 1 та R-A-I-D 10 на різноманітних. Послідовний запис

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата

БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ

Арк.

47

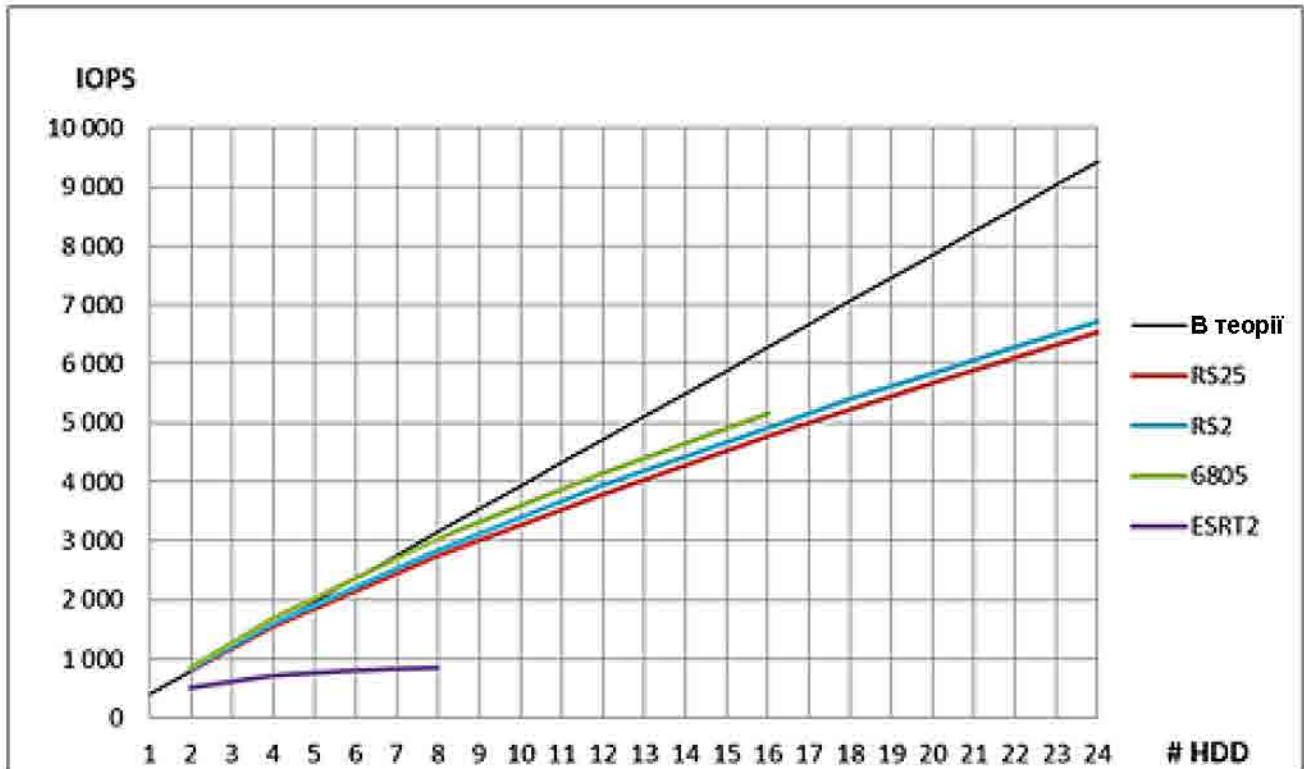


Рисунок 1.28. R-A-I-D 1 та R-A-I-D 10 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

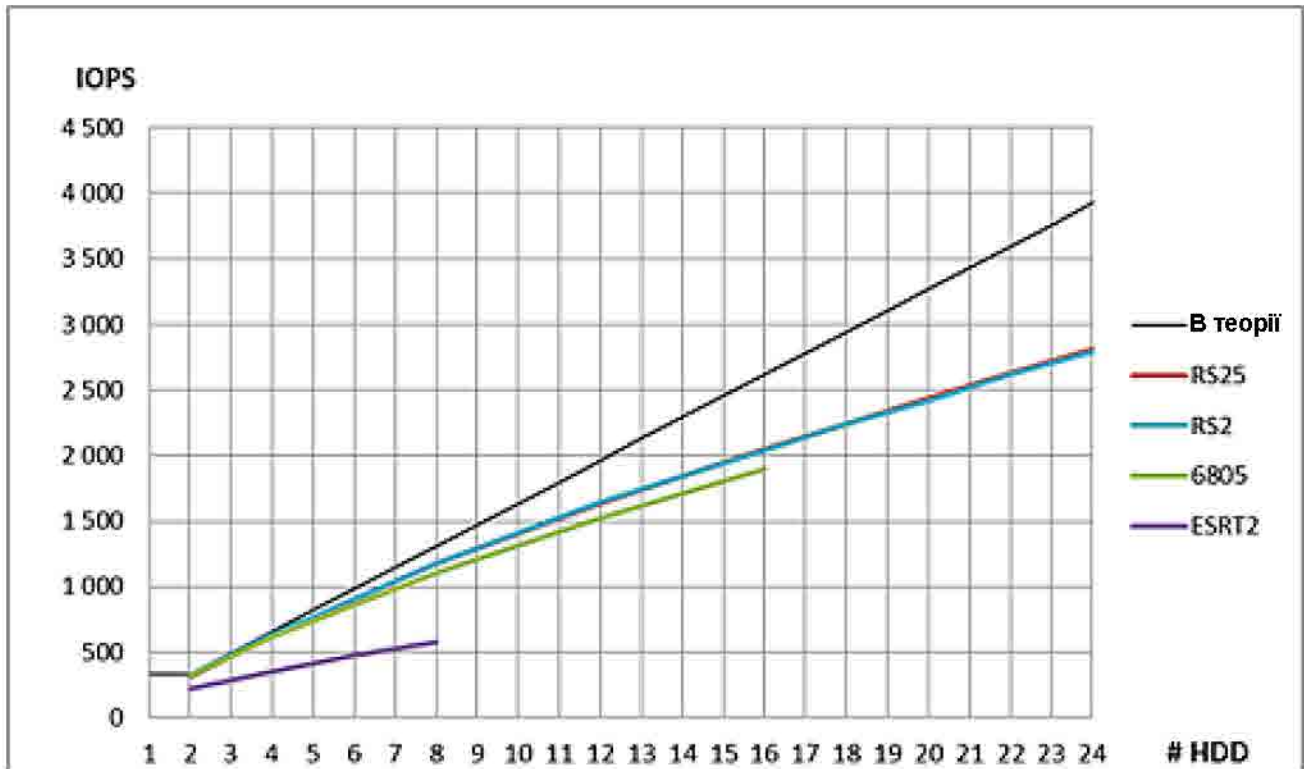


Рисунок 1.29. R-A-I-D 1 та R-A-I-D 10 на основі різноманітних. Випадковий запис

При послідовному записуванні (рис.1.27) необхідно записувати дані на обидва диска дзеркальних пар, через це максимальна теоретична продуктивність запису у два рази нижче, чим при зчитуванні. На діаграмах ми бачимо відмінне масштабування задля керувальників Intel, межу в 8 накопичувачів задля 6805 та дворазове відставання у швидкодії задля програмного ESRT2. Однак до 4-х накопичувачів у наборі програмний керувальник справляється із операцією запису не гірше апаратних конкурентів.

На діях непередбаченого зчитування (рис.1.28) продуктивність набору R-A-I-D 1 спочатку навіть перевищує "теоретичну" та при будь-якій чисельності накопичувачів трохи вище, чим задля набору R-A-I-D 0. Це спроможне існувати пов'язано із тим, що в керувальника є вибір із двох накопичувачів дзеркальної пари при зчитуванні непередбаченого елемента інформації та він спроможне читати із того диска, головки якого розташовані ближче до потрібного сектору. Потужність усіх апаратних керувальників однакова, 6805 навіть виглядає краще. ESRT2 поступається поза швидкістю у три рази.

При випадковому записуванні (рис.1.29) необхідно записувати дані на обидва диска дзеркальної пари, через це максимальна теоретична продуктивність у два рази нижче, чим задля R-A-I-D 0. Усі керувальники нормально масштабуються до максимальної чисельності накопичувачів у наборі, програмний ESRT2 програє у продуктивності приблизно у два рази.

### **1.17 Перевірки продуктивності набору R-A-I-D 5**

R-A-I-D 5 є компромісним рішенням, яке надає можливість при підвищенні швидкодії роботи дискової підструктури, збільшити та надійність збереження інформації. Проте задля створення R-A-I-D-набору 5-го рангу вже треба мінімум 3 жорстких диска, адже у цієї конфігурації дані діляться на блоки та записуються «паралельно» на 2 чи більш накопичувача, що прискорює дискову підсистему, проте їх контрольні суми, необхідні задля відновлення інформації при збої, записуються на додатковий жорсткий накопичувач (рис.1.30). Проте, слід зауважити, що обчислення перевірочних сум вимагає деяких системних ресурсів.

Саме ця конфігурація набула найбільшого поширення, адже надає можливість поза поміччю всього 3-х жорстких накопичувачів отримати усі переваги R-A-I-D-наборів.

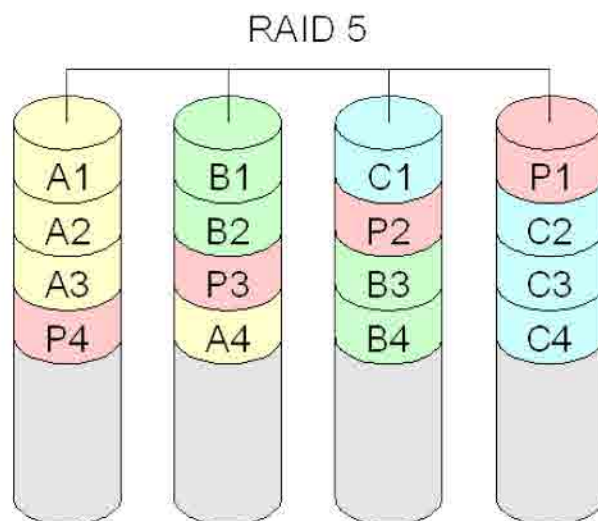


Рисунок 1.30. Організація набору R-A-I-D 5

При послідовних діях зчитування-запису теоретична продуктивність R-A-I-D 5 повинна відповідати швидкодії набору R-A-I-D 0, в якому на один накопичувач менше.

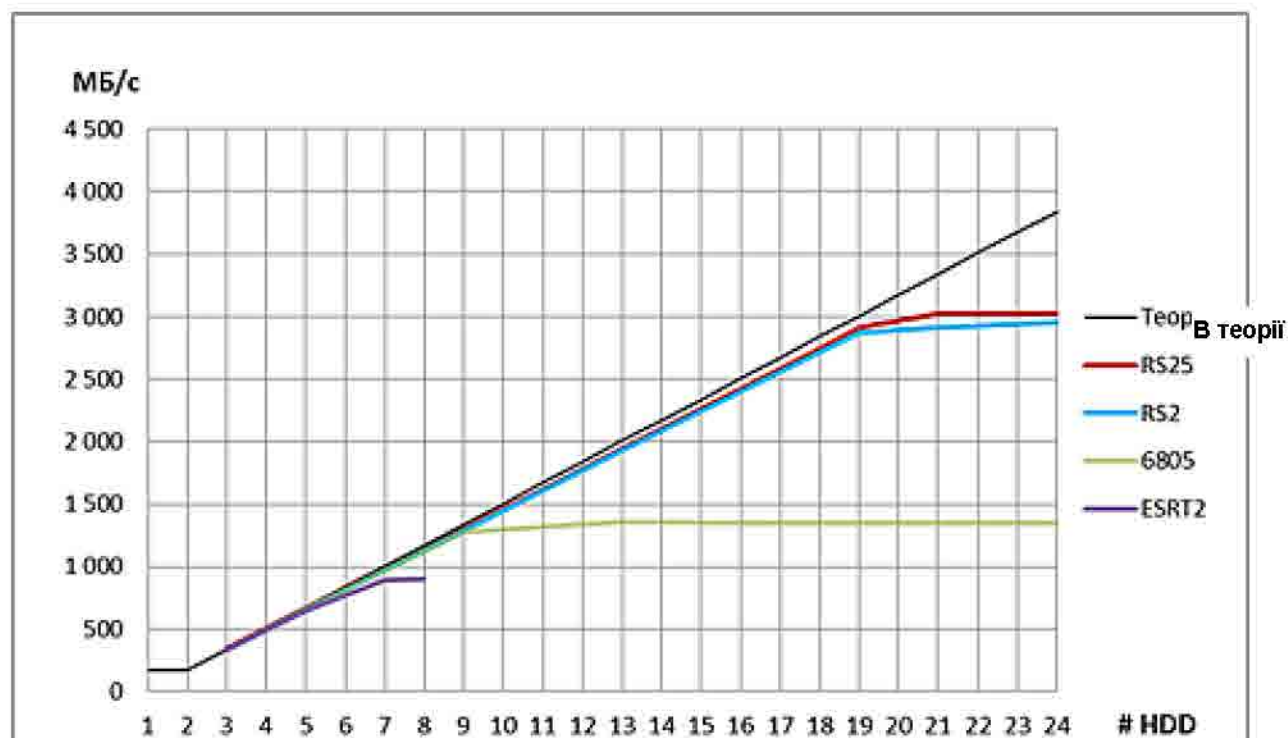


Рисунок 1.31. R-A-I-D 5 на основі різноманітних. Послідовне зчитування

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата
-----	------	----------	--------	------

БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ

Арк.

50

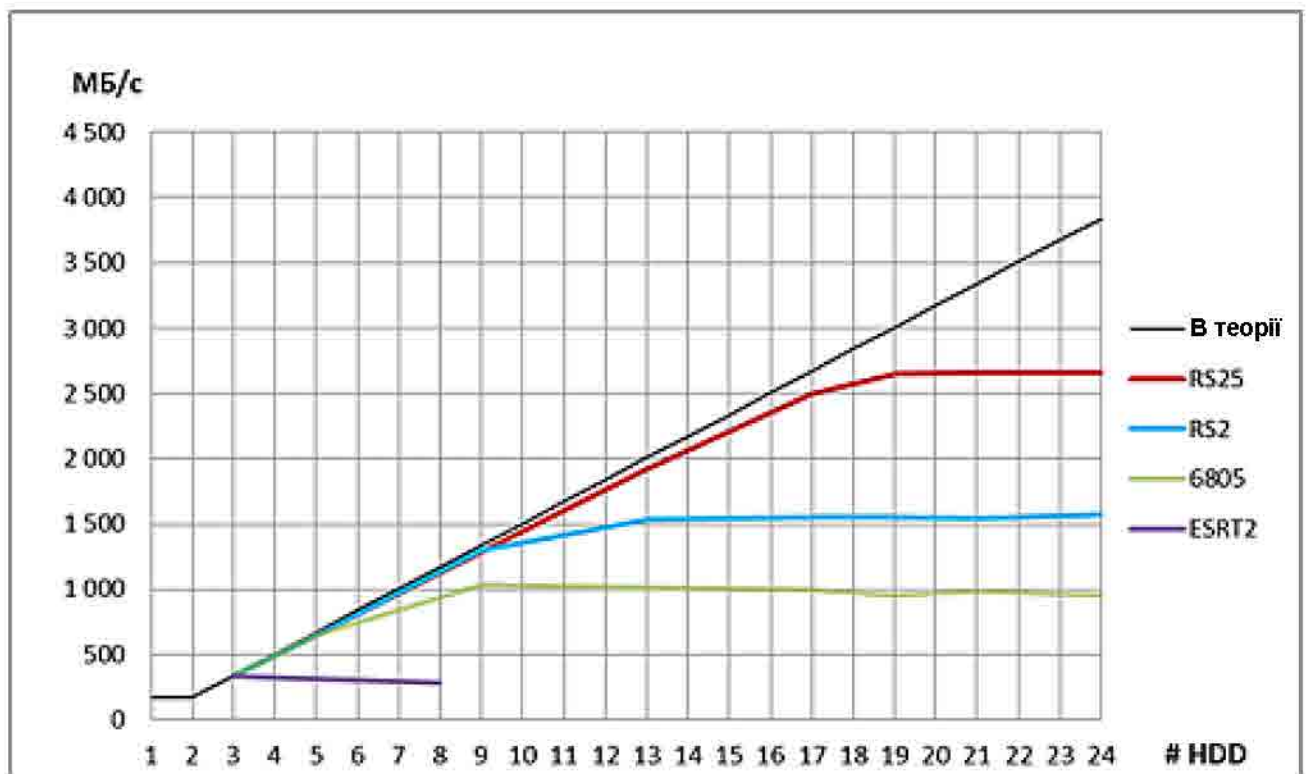


Рисунок 1.32. R-A-I-D 5 на основі різноманітних. Послідовний запис

При послідовному зчитуванні (рис.1.31) керувальники Intel досягають максимальної продуктивності при 19-ти накопичувачах та далі продуктивність не зростає. Керувальник 6805 масштабується до 9 накопичувачів.

Програмний ESRT2 демонструє сильно добру потужність, приблизно рівну апаратним контролерам.

При послідовному записи (рис.1.32) кращі результати в керувальника Intel RS25. RS2, який практично не поступався у попередніх тестах, відстає при дев'яти та більш накопичувачах у наборі. Програмний керувальник знижує потужність при збільшенні чисельності накопичувачів у наборі. Позначається відсутність апаратного елементу обчислень парітету.

На діях непередбаченого зчитування (рис.1.33) продуктивність набору R-A-I-D 5 дорівнює швидкодії R-A-I-D 0, адже дані парітету розподілені по усіх накопичувачах набору рівномірно та керувальник спроможне читати випадкові блоки інформації паралельно зі усіх накопичувачів. Через це усі керувальники тут показують такі же результати, як та задля набору R-A-I-D 0 із такою же чисельністю накопичувачів.

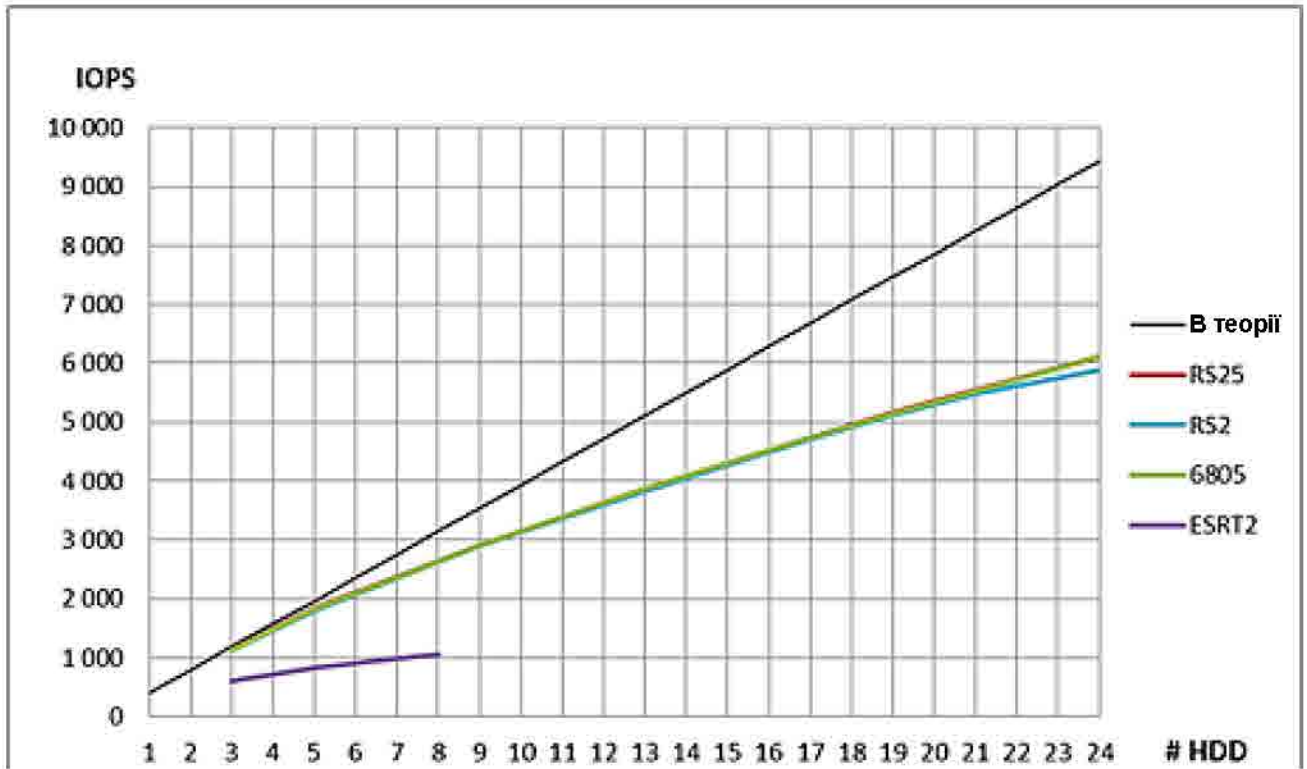


Рисунок 1.33. R-A-I-D 5 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

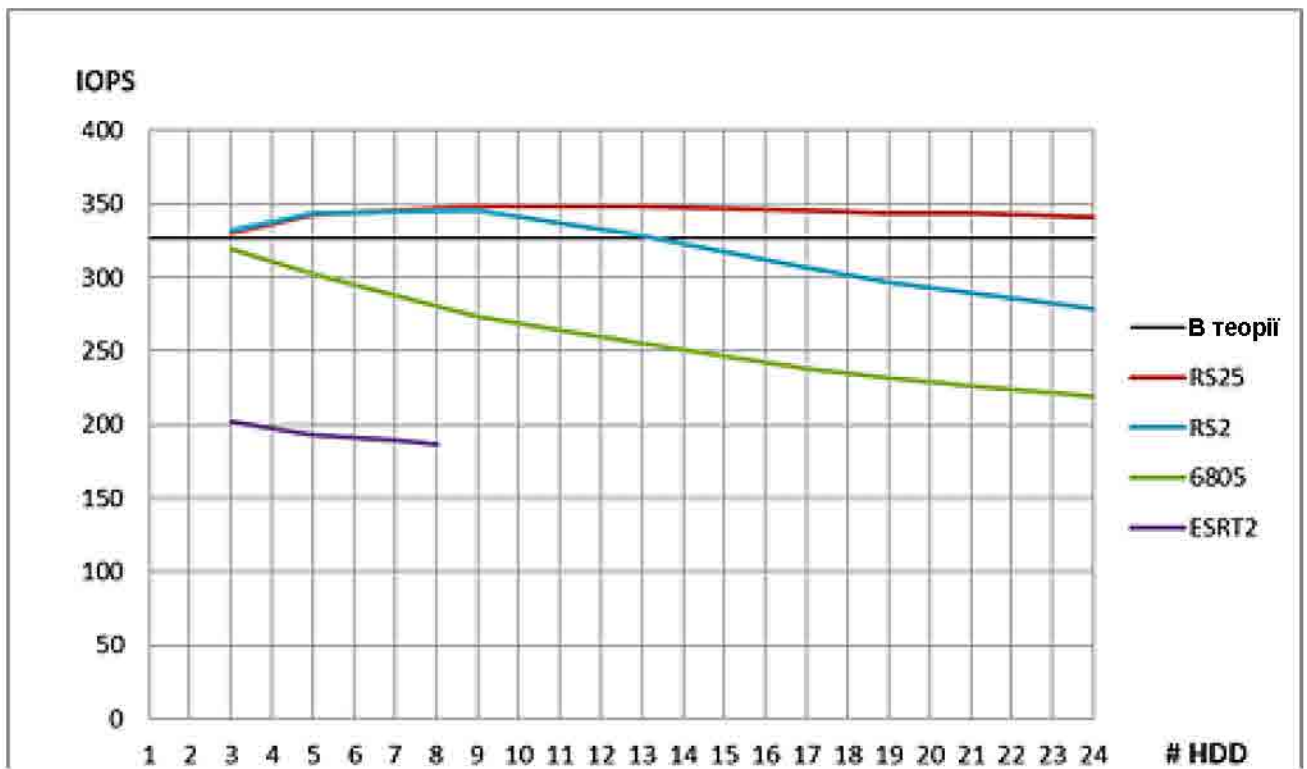


Рисунок 1.34. R-A-I-D 5 на основі різноманітних. Випадковий запис

Проте при випадковому записуванні (рис.1.34) картина зовсім інша. Коли потрібно записати блок інформації на один із накопичувачів, керувальник повинен прочитати відповідний "старий" блок інформації (щоб «знати», як

змінити блок паритету), відповідний йому блок паритету, проте потім записати «новий» блок інформації та змінений блок паритету. Адже перевірки проводилося із відключеним кешем керувальника, останній не оптимізував черговість виконання запитів та зростання продуктивності при збільшенні чисельності накопичувачів не відбувалося. В «нормальних» умовах (із включеним кешем керувальника на запис) R-A-I-D 5 із 24 накопичувачів буде працювати приблизно як R-A-I-D 0 із восьми накопичувачів (штраф на запис 4).

### 1.18 Перевірки продуктивності набору R-A-I-D 50

Масив R-A-I-D 50 виходить із двох чи більш наборів R-A-I-D 5, об'єднаних у масив R-A-I-D 0. Набори R-A-I-D 5, що входять до складу набору R-A-I-D 50, називаються станами. Кожен такий стан використовує задля збереження інформації паритету обсяг єдиного диска. Були протестовані набори R-A-I-D 50, що складаються із двох (R-A-I-D 52) та чотирьох (R-A-I-D 54) станів. Теоретична потужність цих наборів на послідовних діях повинна відповідати продуктивності R-A-I-D 0 із чисельністю накопичувачів на 2 (задля R-A-I-D 52) чи 4 (задля R-A-I-D 54) менше.

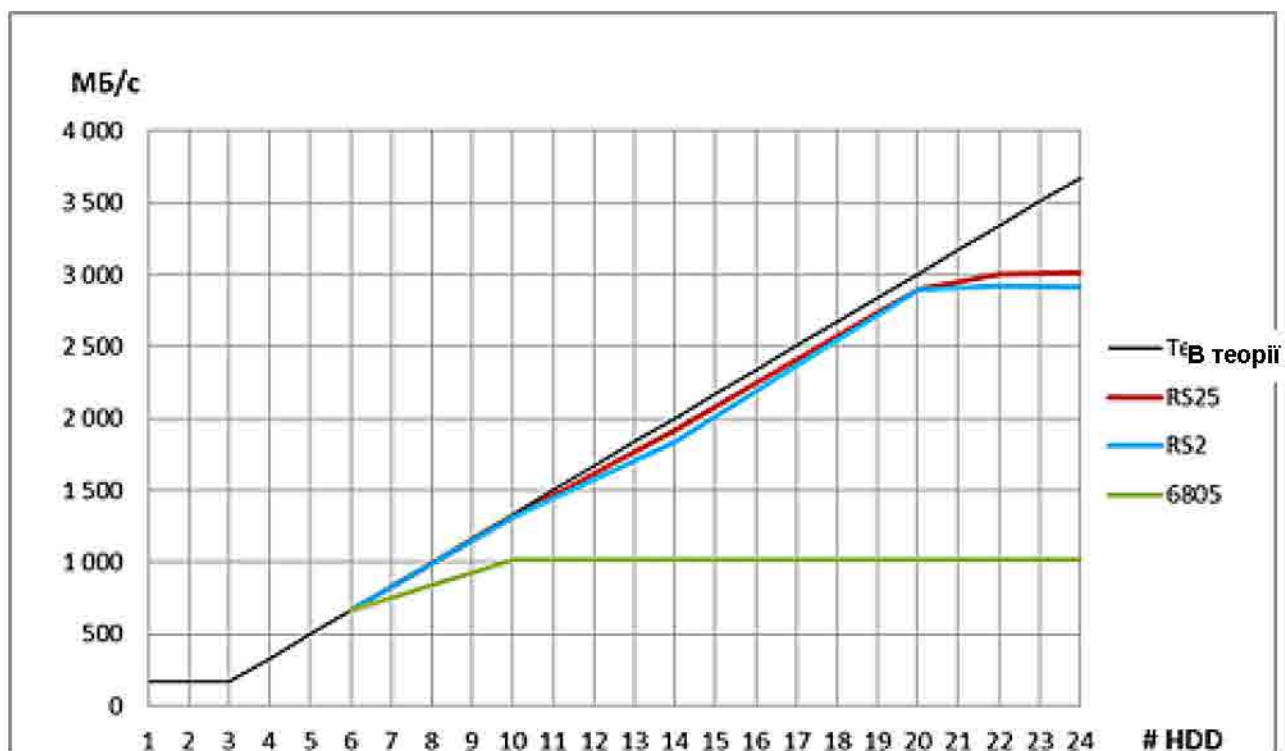


Рисунок 1.35. R-A-I-D 52 на основі різноманітних. Послідовне зчитування

При послідовному зчитуванні (рис.1.35) у наборі R-A-I-D 52 обидва керувальника Intel поведуться однаково та масштабуються до межі пропускної здатності керувальника 3GB/s. 6805 масштабується тільки до 10 накопичувачів.

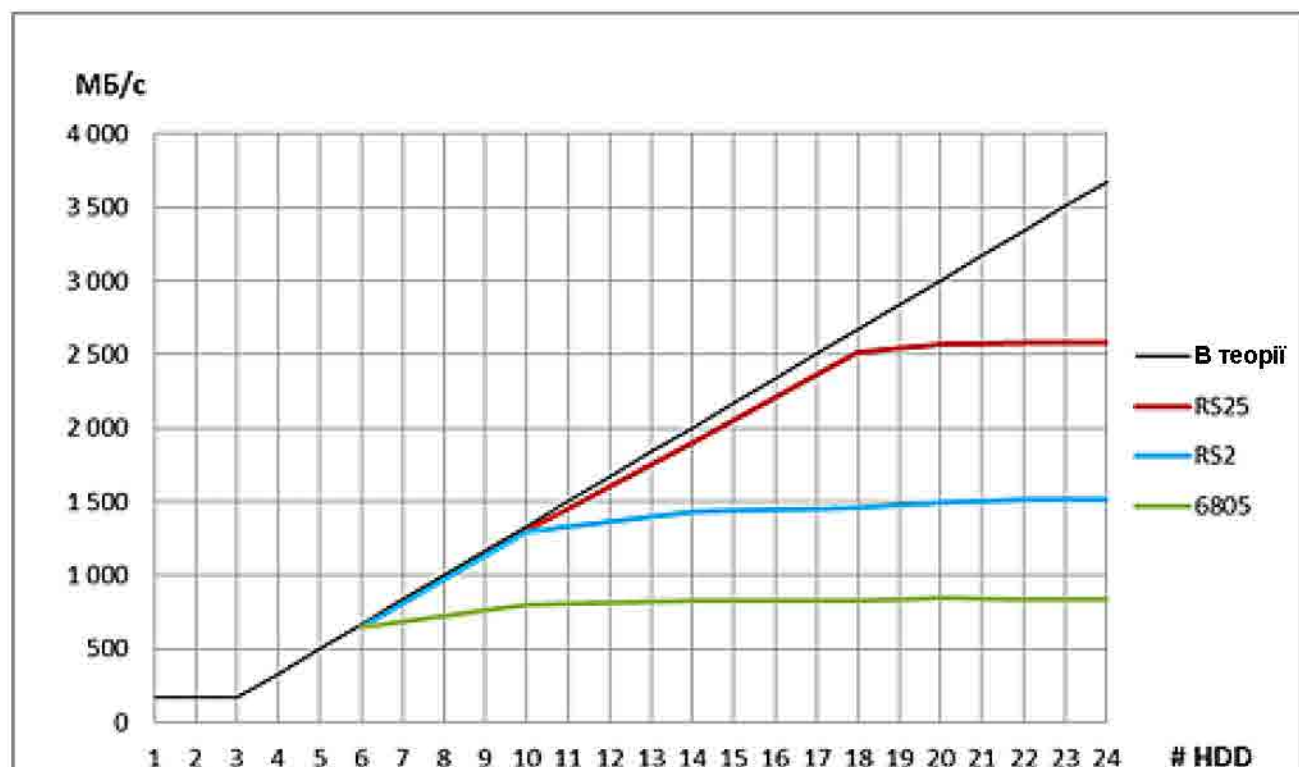


Рисунок 1.36. R-A-I-D 52 на основі різноманітних. Послідовний запис

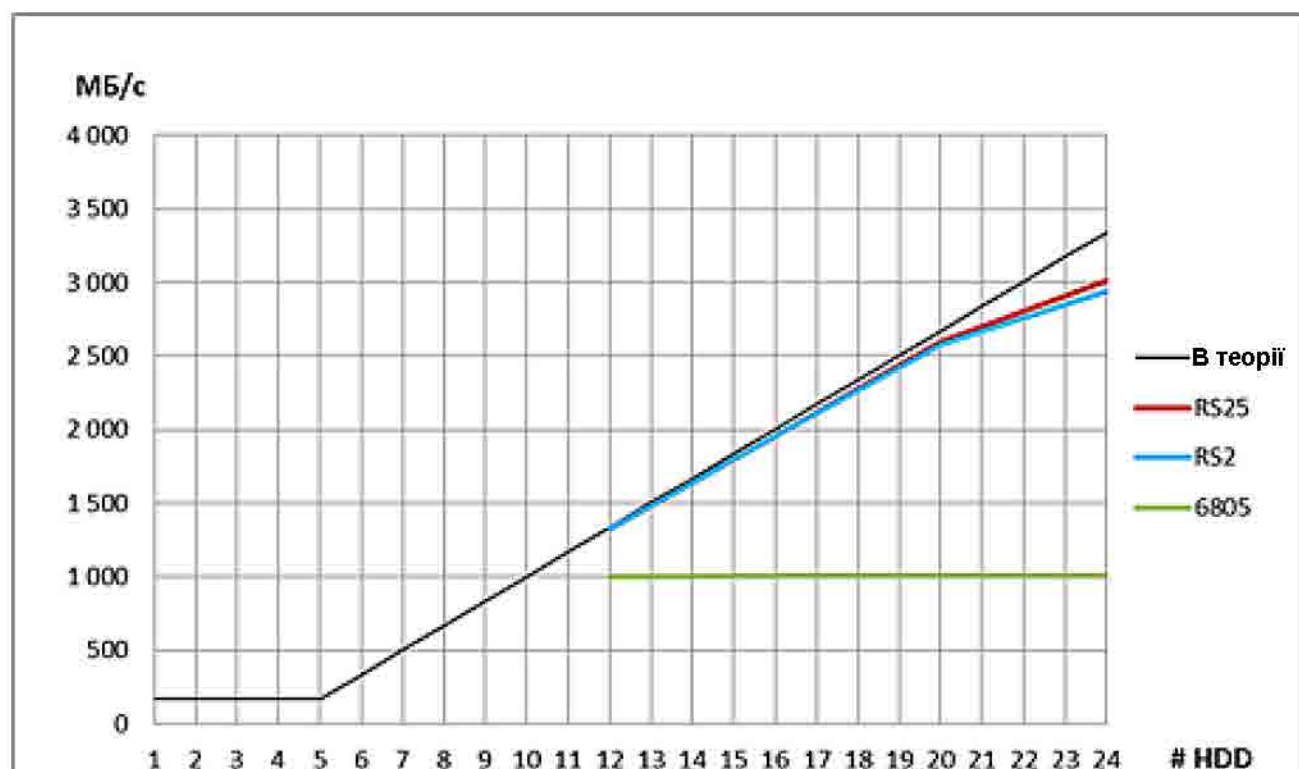


Рисунок 1.37. R-A-I-D 54 на основі різноманітних. Послідовне зчитування

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата

БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ

Арк.

54

Програмний керувальник набори R-A-I-D 50 (проте також усі типи наборів, що будуть розглянуті далі) не підтримує, через це на наступних діаграмах він відсутній. При послідовному записуванні (рис.1.36), коли необхідно виконувати обчислення паритету, проявляється значна перевага керувальника RS25. Його продуктивності вистачає задля практично ідеального масштабування наборів до 18 накопичувачів. Решта керувальників виходять на плоску криву вже на 10 накопичувачах. В наборі R-A-I-D 54 вже чотири "зайвих" диска задля збереження інформації паритету, проте мінімально можлива чисельність накопичувачів у наборі – 12. При послідовному зчитуванні (рис.1.37) керувальники Intel добре масштабуються до 24-х накопичувачів, проте керувальник 6805, як та раніше, при розмірі набору більш 10 накопичувачів на їх чисельність "не реагує". При послідовному записуванні (рис.1.38) задля R-A-I-D 54 перевага нового керувальника Intel у обчислювальній потужності знову забезпечує йому беззастережне лідерство. Очевидно, що цей керувальник свідомо створювався задля роботи із чисельністю накопичувачів, більшою, чим 8, на відміну, наприклад, з керувальника 6805.

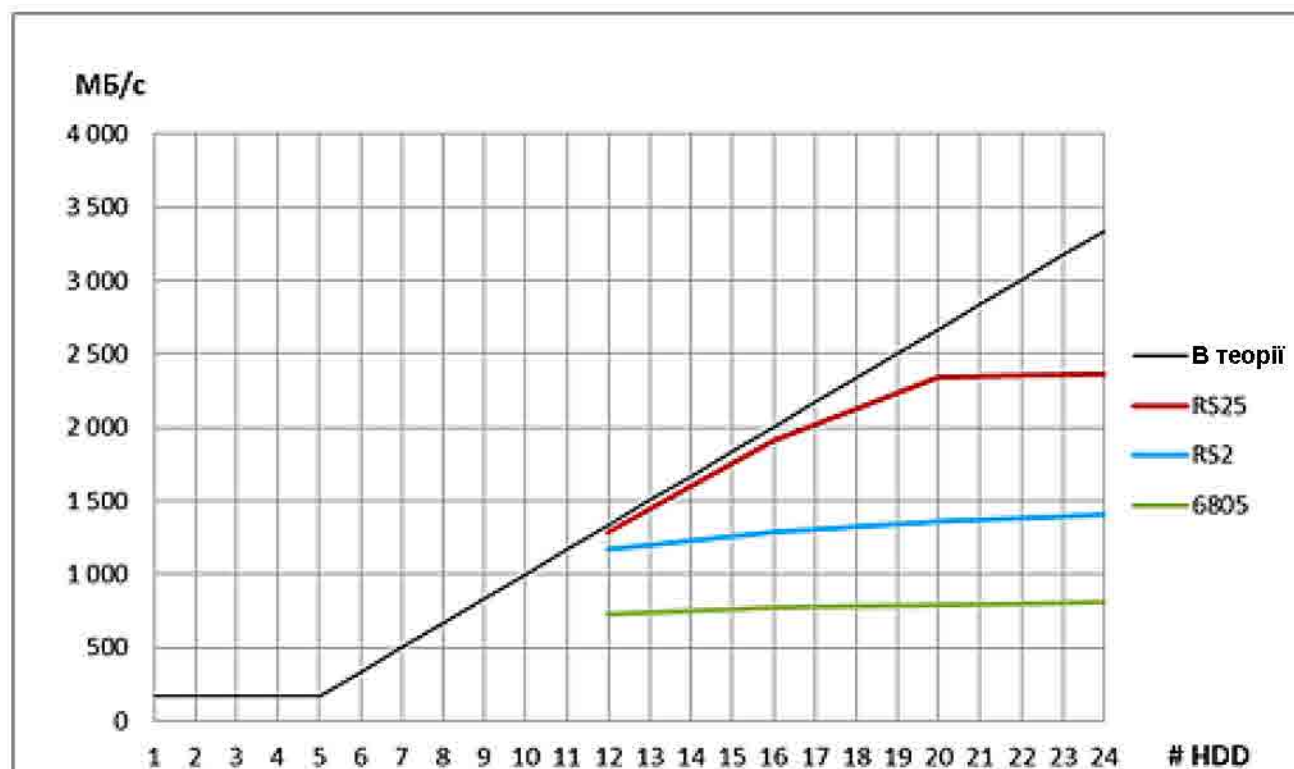


Рисунок 1.38. R-A-I-D 54 на основі різноманітних. Послідовний запис

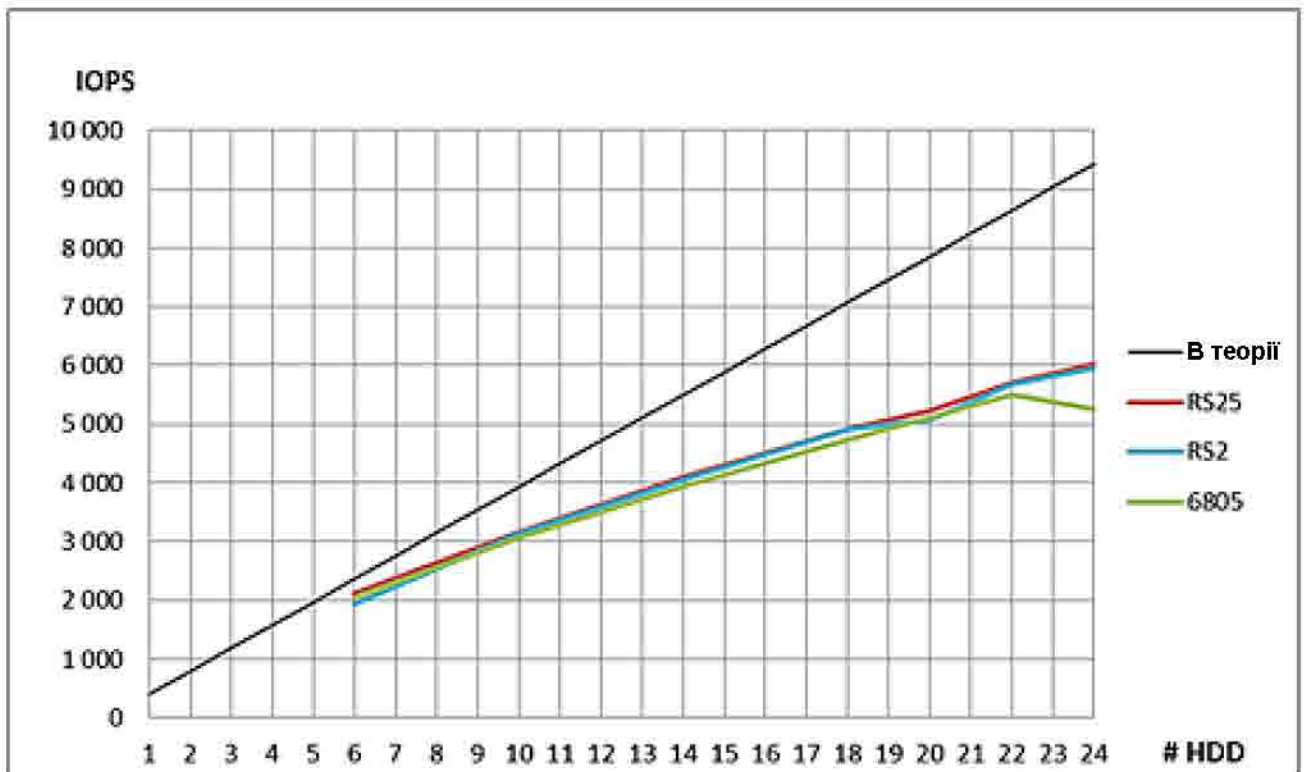


Рисунок 1.39. R-A-I-D 52 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

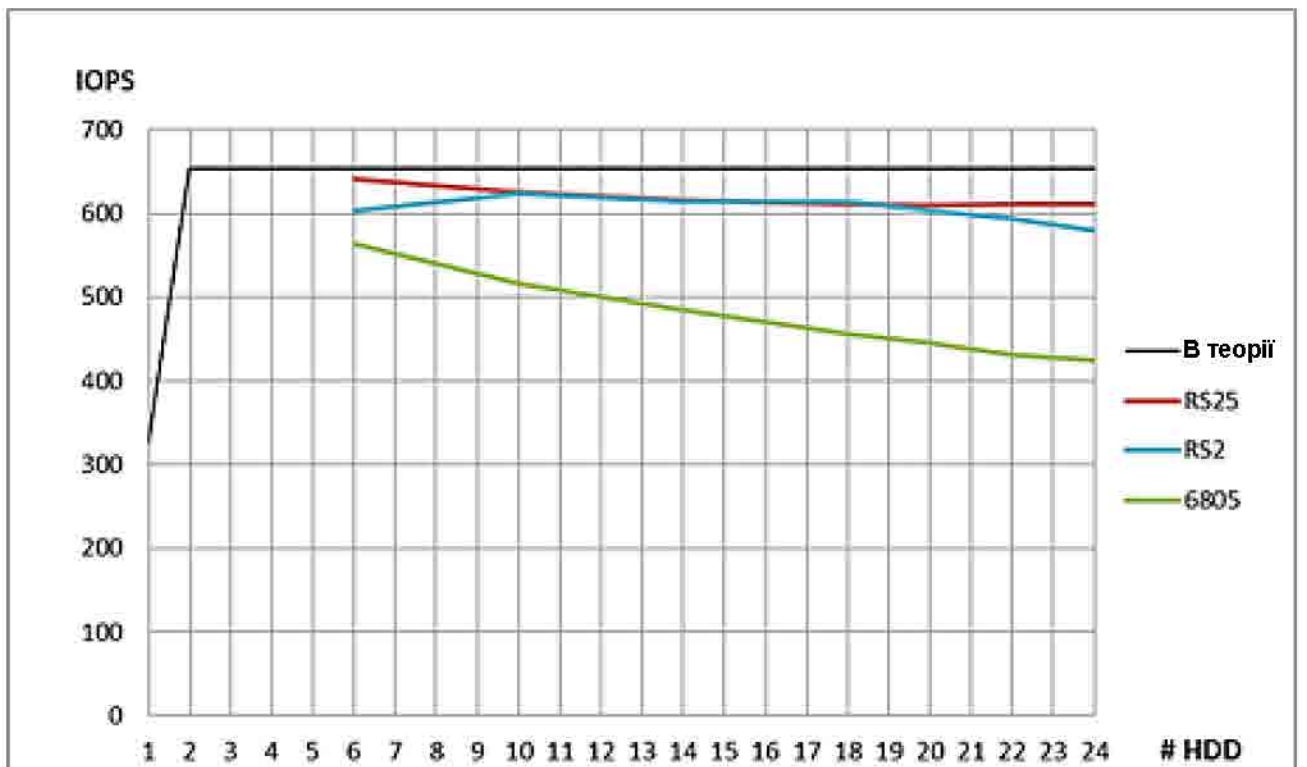


Рисунок 1.40. R-A-I-D 52 на основі різноманітних. Випадковий запис

При випадковому зчитуванні (рис.1.39) потужність набору R-A-I-D 50 із двох спанів (R-A-I-D 52) така же, як в наборів R-A-I-D 5 та R-A-I-D 0 із такою самою чисельністю накопичувачів – через те, що дані парітету розподілені

рівномірно по усіх накопичувачах набору, продуктивність непередбаченого зчитування пропорційна загальній (проте не "корисній") чисельності накопичувачів. При випадковому записуванні (рис.1.40) у наборі R-A-I-D 50 із двоїх наборів R-A-I-D 5 (спанів) теоретична продуктивність дорівнює швидкодії двоїх накопичувачів, адже продуктивність єдиного набору R-A-I-D 5 при випадковому записуванні дорівнює швидкодії єдиного диска (див. вище розділ про R-A-I-D 5). Продуктивність непередбаченого зчитування (рис.1.41) задля набору R-A-I-D 50 із чотирьох спанів (R-A-I-D 54) повинна існувати такою же, як та задля наборів R-A-I-D 0, R-A-I-D 5 та R-A-I-D 52 із такою самою чисельністю накопичувачів. Однак на практиці – деяке відхилення з "теорії" задля набору R-A-I-D 50 із 16 накопичувачів задля керувальників Intel.

Продуктивність непередбаченого запису (рис.1.42) задля набору R-A-I-D 50 із чотирьох спанів "теоретично" повинна існувати не гірше продуктивності чотирьох накопичувачів, приблизно так та є. 6805 знову програє на обчисленнях паритету та знову потрібно наголосити на необхідності застосування кеш-пам'яті керувальника на запис.

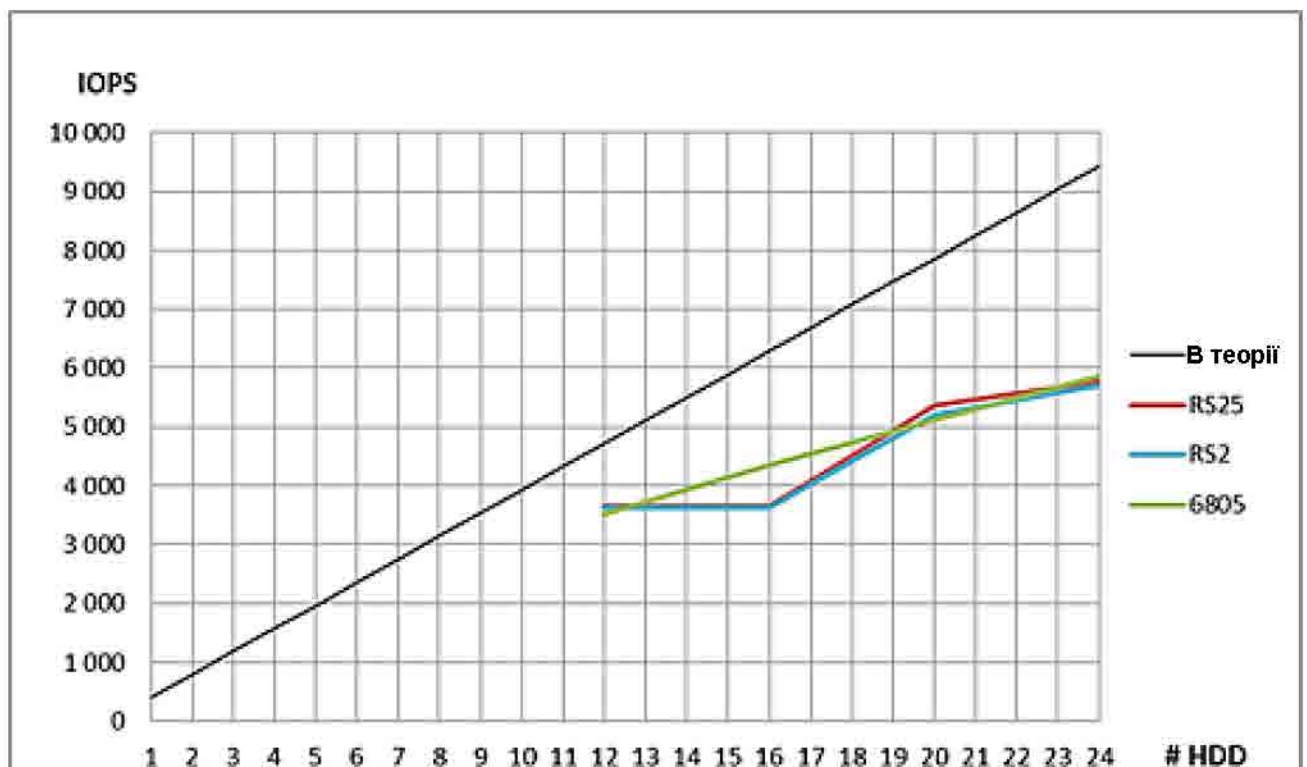


Рисунок 1.41. R-A-I-D 54 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

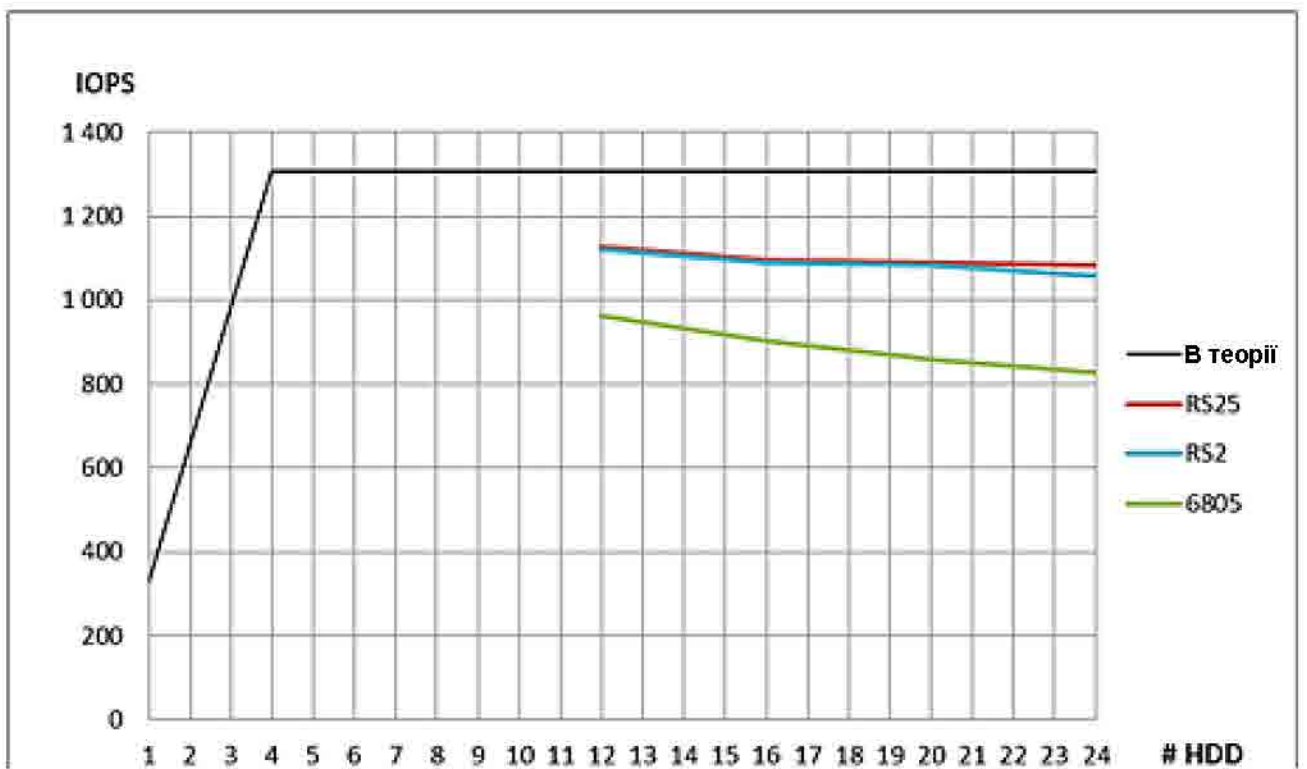


Рисунок 1.42. R-A-I-D 54 на основі різноманітних. Випадковий запис

### 1.19 Перевірки продуктивності набору R-A-I-D 6

Масив R-A-I-D 6 має в порівнянні із R-A-I-D 0 вже два додаткових накопичувачі, адже цей масив зберігає два незалежних набору перевірочних сум.

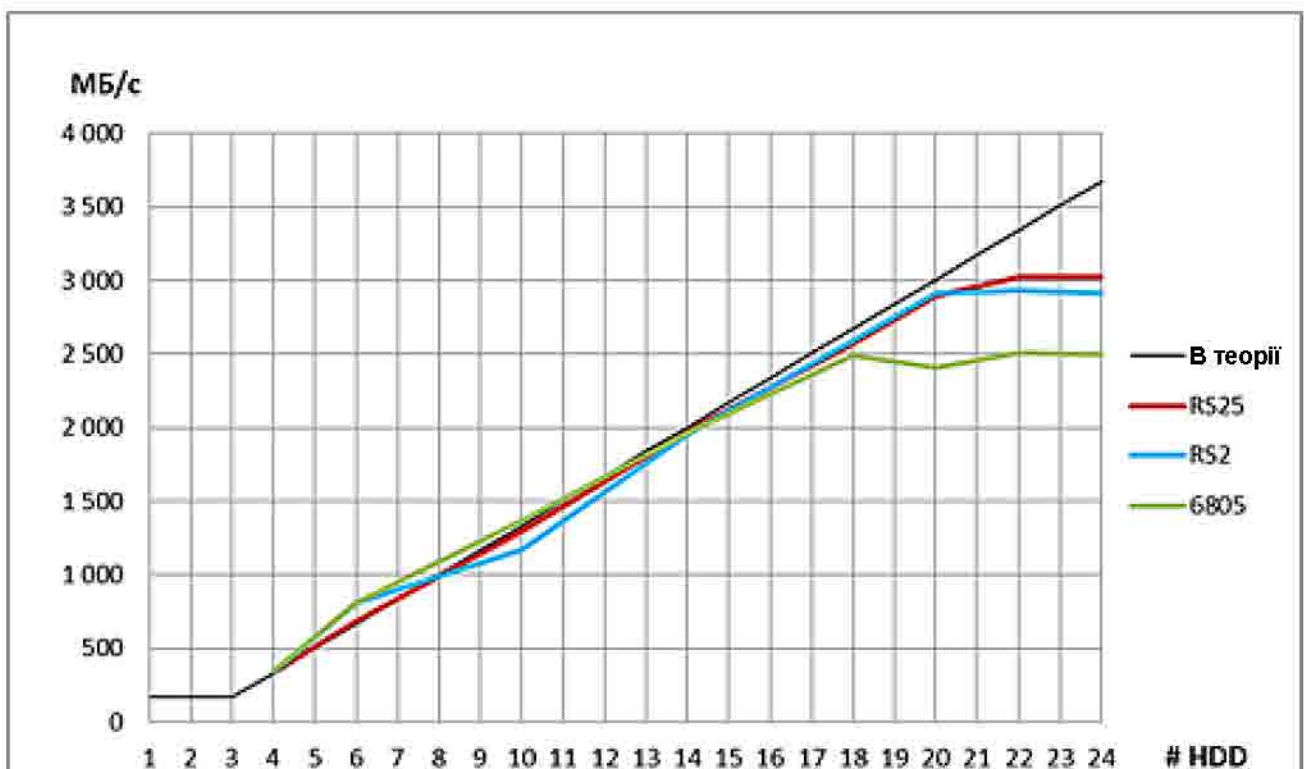


Рисунок 1.43. R-A-I-D 6 на основі різноманітних. Послідовне зчитування

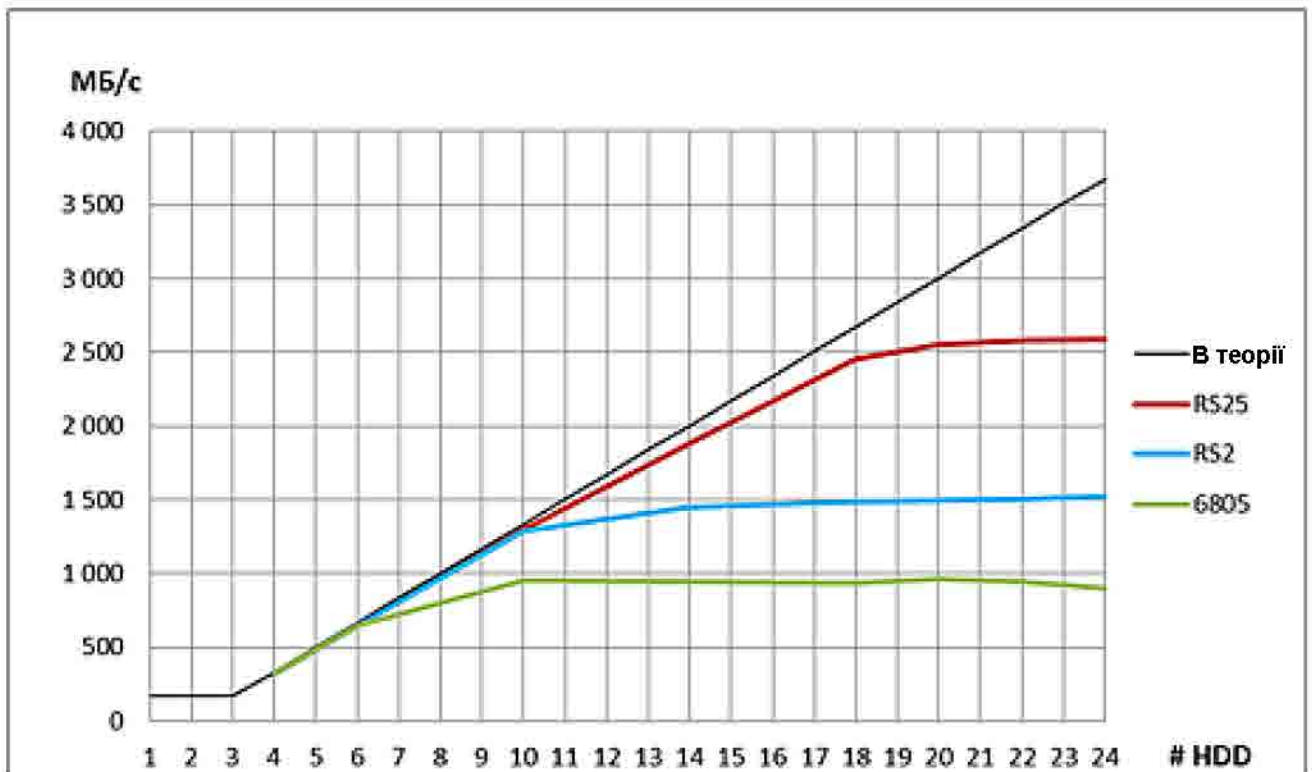


Рисунок 1.44. R-A-I-D 6 на основі різноманітних. Послідовний запис

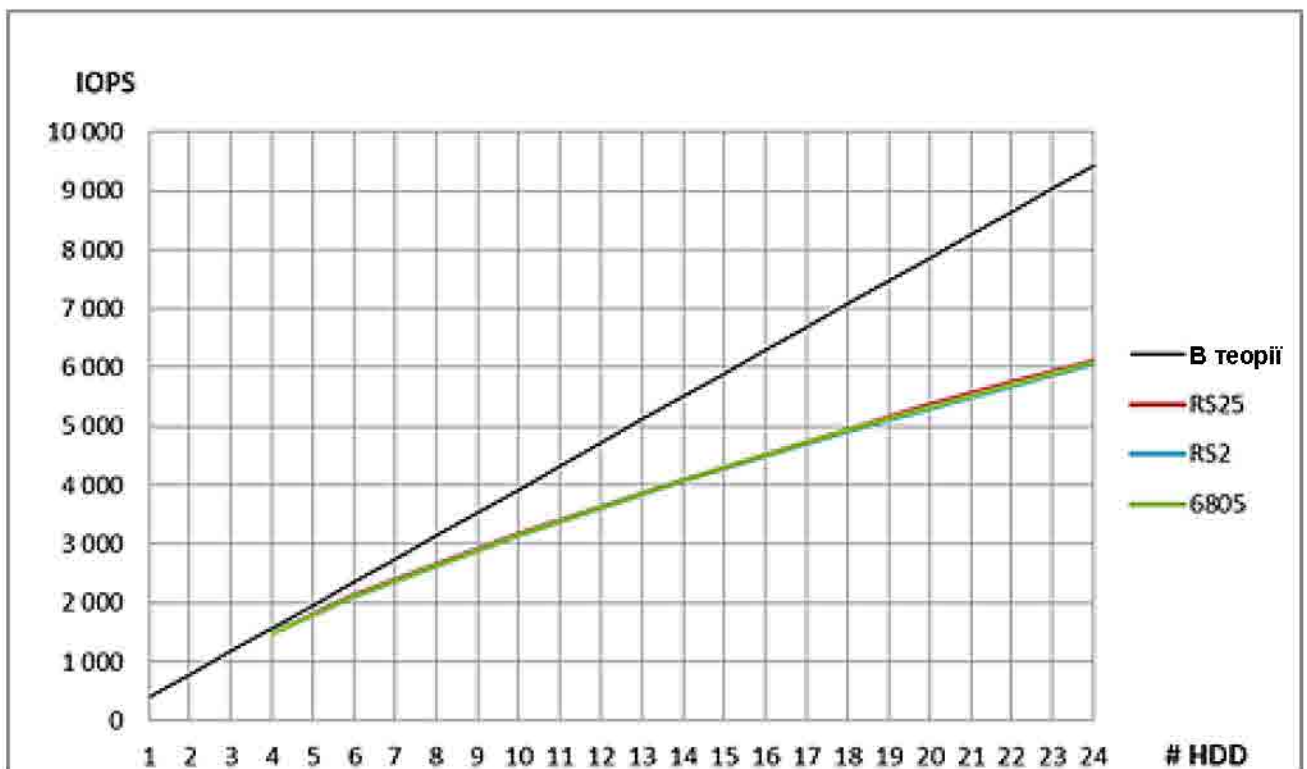


Рисунок 1.45. R-A-I-D 6 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

Як та у R-A-I-D 5 "надлишкові" дані розподіляються рівномірно по усіх накопичувачах набору. На діях послідовного зчитування (рис.1.43) усі керувальники показують потужність, близьку до теоретичної та рівну

продуктивності набору R-A-I-D 0 із чисельністю накопичувачів на два менше. ПРОТЕ ось при записуванні (рис.1.44) потужності елементу обчислень перевірочних сум достатньо тільки в керувальника Intel RS25.

На випадковому зчитуванні (рис.1.45) потужність однакова на усіх типах наборів (R-A-I-D 0, R-A-I-D 5, R-A-I-D 6) та залежить тільки з числа накопичувачів. При випадковому записуванні (рис.1.46) продуктивність набору R-A-I-D 6 приблизно відповідає швидкодії єдиного диска, адже під час запису елементу інформації керувальник повинен спочатку прочитати «старий» блок інформації та відповідні йому блоки паритету. В цьому випадку потужність буде рости зі збільшенням чисельності накопичувачів із урахуванням штрафу на запис 6 у порівнянні із масивом R-A-I-D 0 із такою же чисельністю накопичувачів.

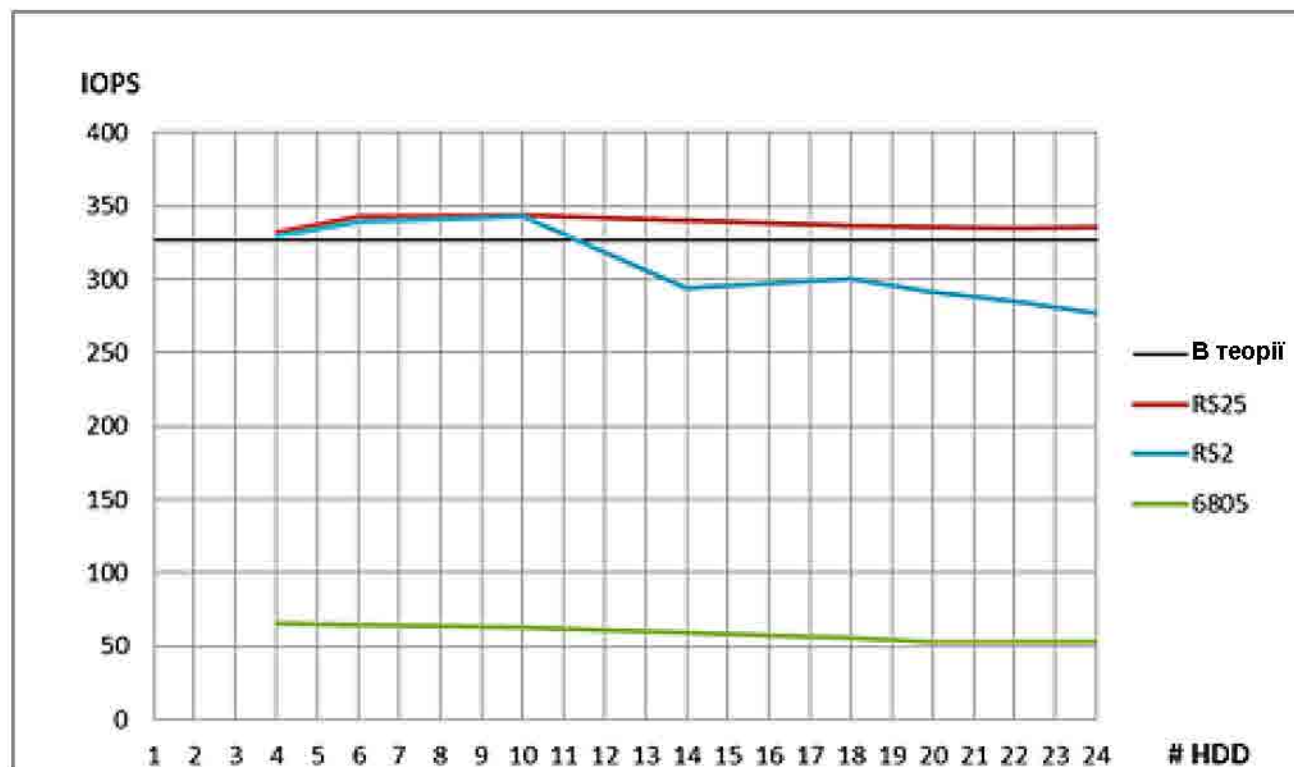


Рисунок 1.46. R-A-I-D 6 на основі різноманітних. Випадковий запис

## 1.20 Перевірки продуктивності набору R-A-I-D 60

Масив R-A-I-D 60 виходить шляхом об'єднання двоїх чи більш наборів R-A-I-D 6 (спанів) у масив R-A-I-D 0. Кожен масив R-A-I-D 6 в складі R-A-I-D 60 буде мати по два додаткових накопичувачі задля збереження перевірочних сум.

Всього у наборі R-A-I-D 60 із двох спанів буде чотири додаткових диска, проте у наборі із чотирьох спанів – вісім. При цьому контрольні суми записуються на усі накопичувачі наборів. Були протестовані набори R-A-I-D 60 із двох спанів (R-A-I-D 62) та із чотирьох спанів (R-A-I-D 64).

Обидва керувальника Intel при зчитуванні (рис.1.47) справляються із будь-якою чисельністю накопичувачів практично ідеально, на відміну з 6805, задля якого максимальна "нормальна" чисельність "корисних" накопичувачів як та раніше дорівнює восьми.

Задля набору R-A-I-D 60 із чотирьох спанів при 16 накопичувачах (R-A-I-D 64) на діях послідовного зчитування (рис.1.49) усі керувальники показують однакову продуктивність, яка дорівнює теоретичній швидкодії набору R-A-I-D 0 із восьми накопичувачів.

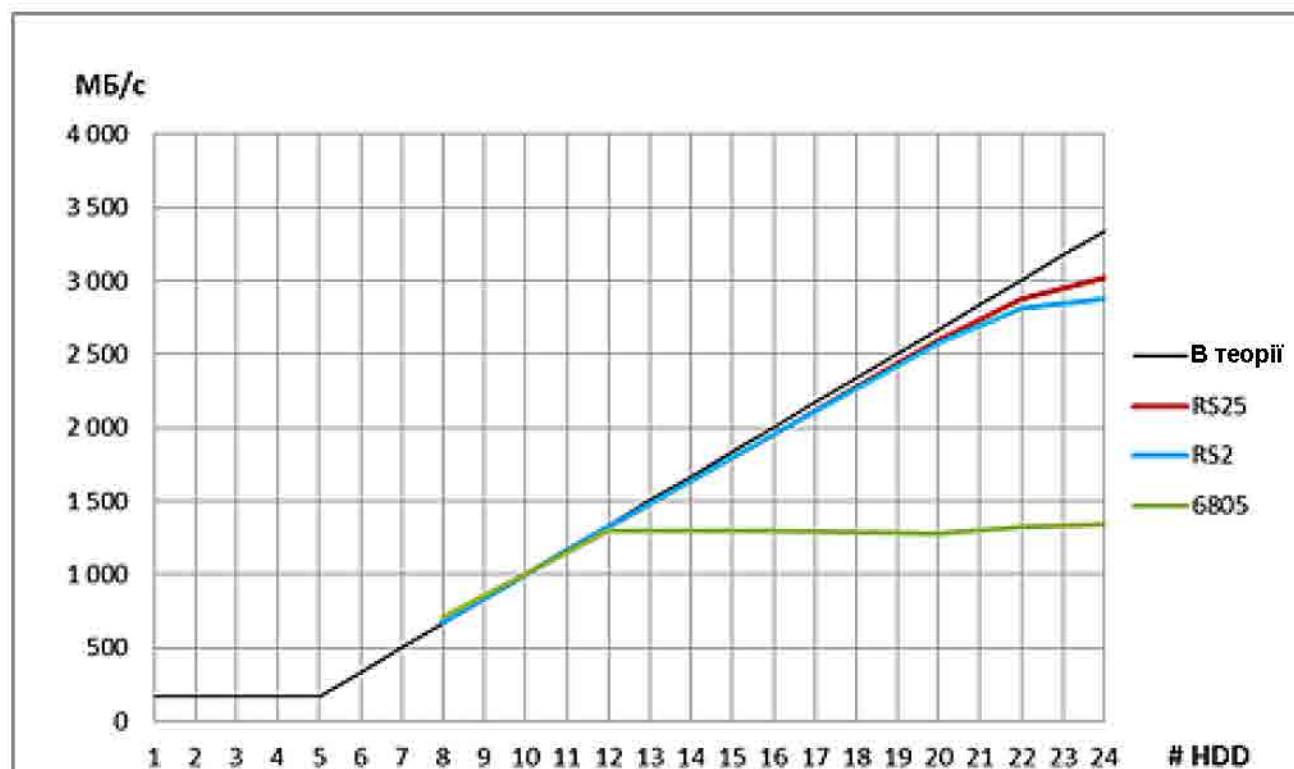


Рисунок 1.47. R-A-I-D 62 на основі різноманітних. Послідовне зчитування

При більшій чисельності накопичувачів потужність 6805 не росте, проте ось обидва керувальника Intel навіть перевищують теоретичне значення.

При записи (рис.1.50) Intel RS25 цілком на доброму ступені, RS2 знову має "обчислювальний" дефіцит, проте 6805 знову працює нез'ясовно повільно.

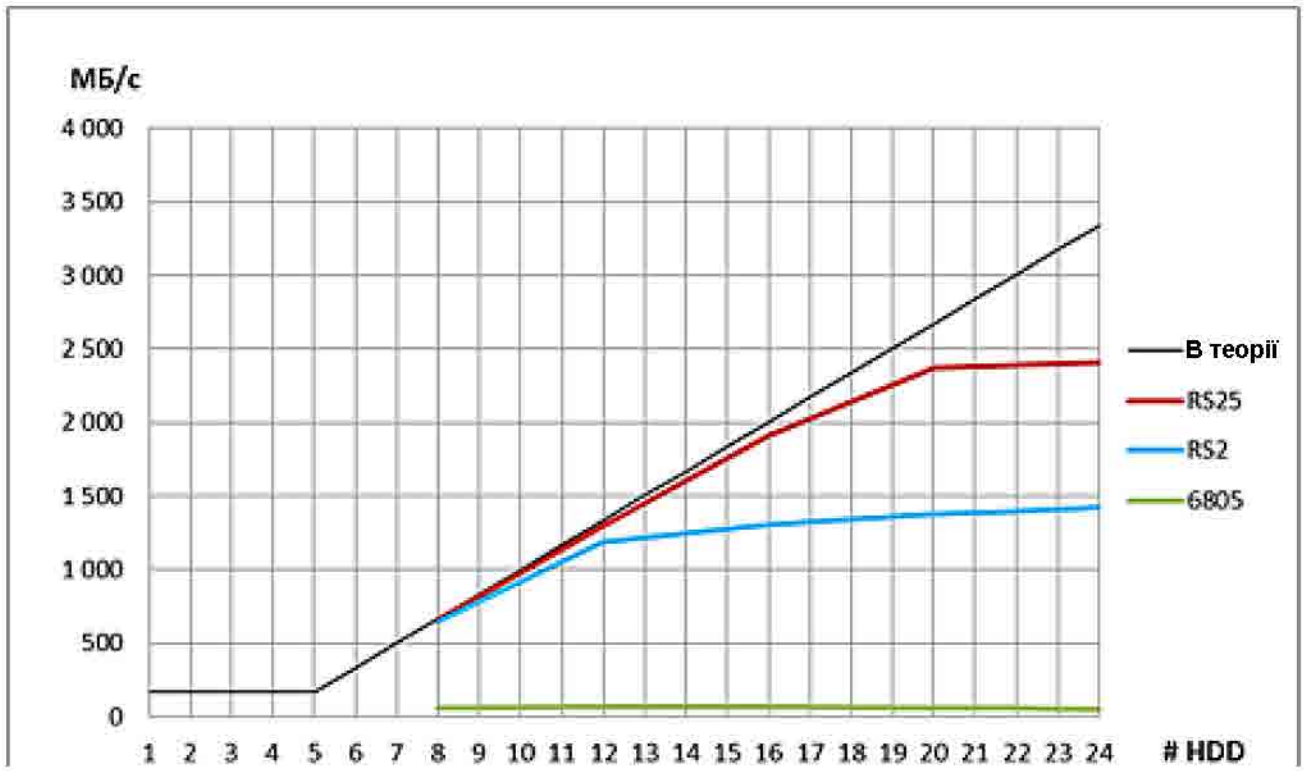


Рисунок 1.48. R-A-I-D 62 на основі різноманітних. Послідовний запис

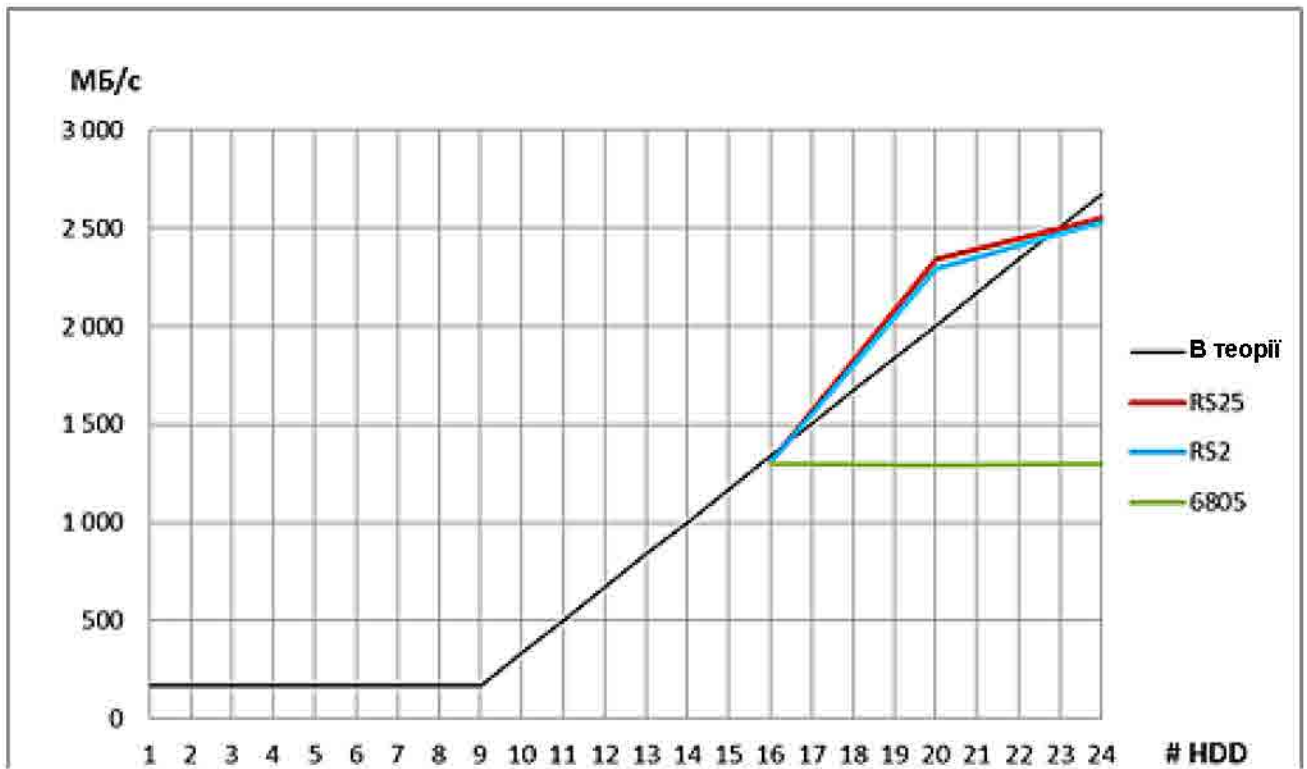


Рисунок 1.49. R-A-I-D 64 на основі різноманітних. Послідовне зчитування

Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата

БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ

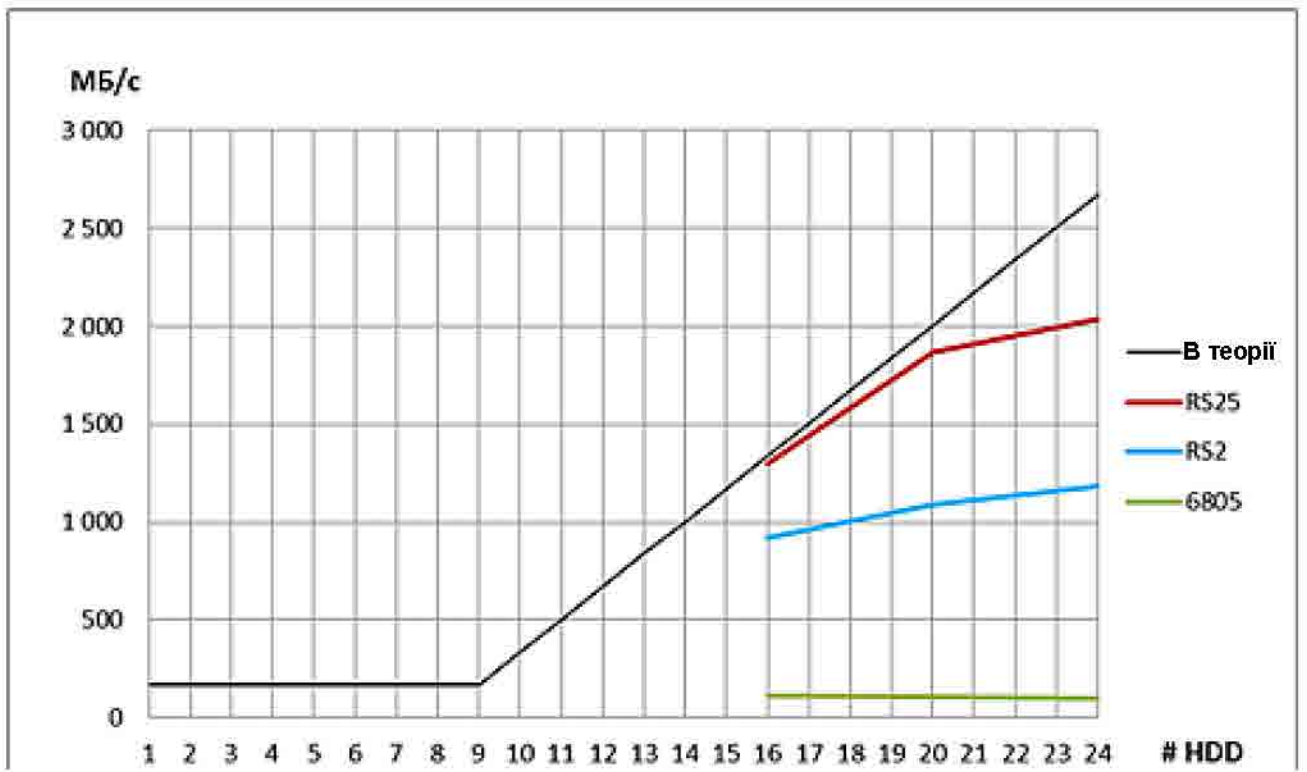


Рисунок 1.50. R-A-I-D 64 на основі різноманітних. Послідовний запис

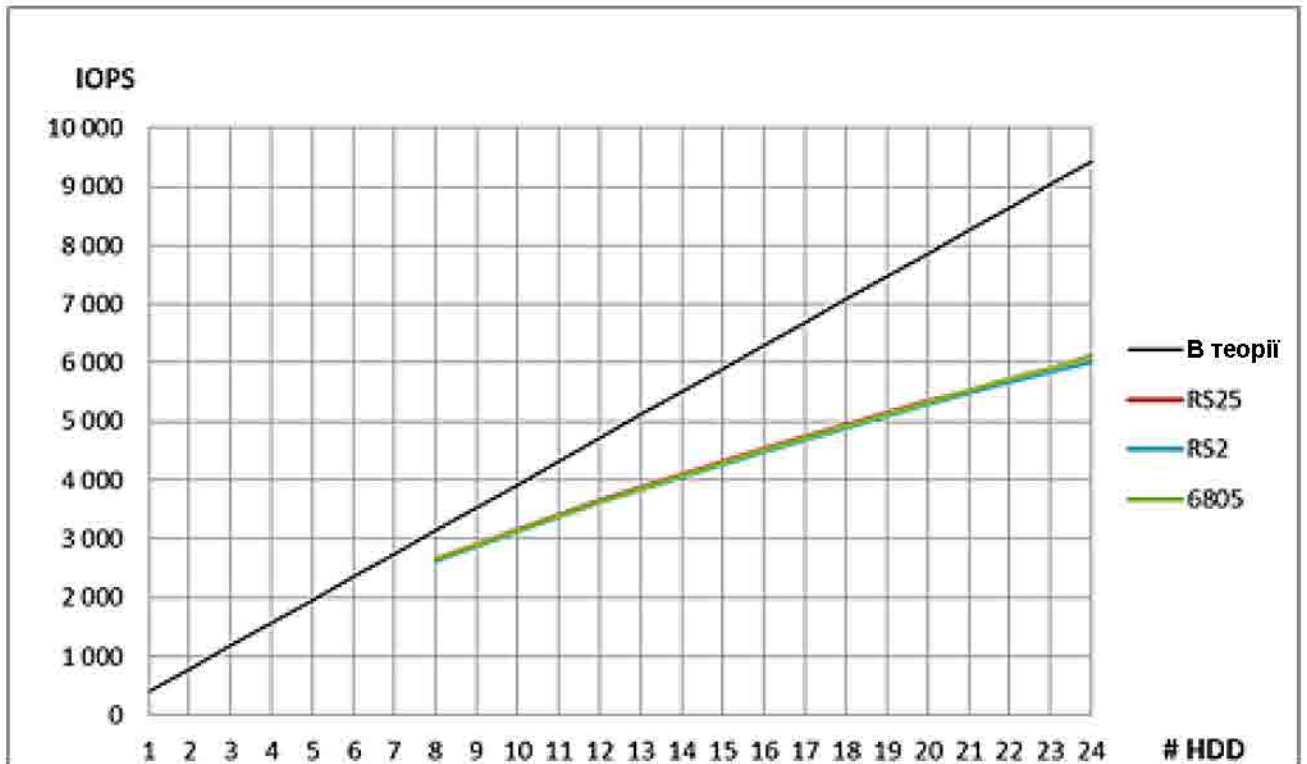


Рисунок 1.51. R-A-I-D 62 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

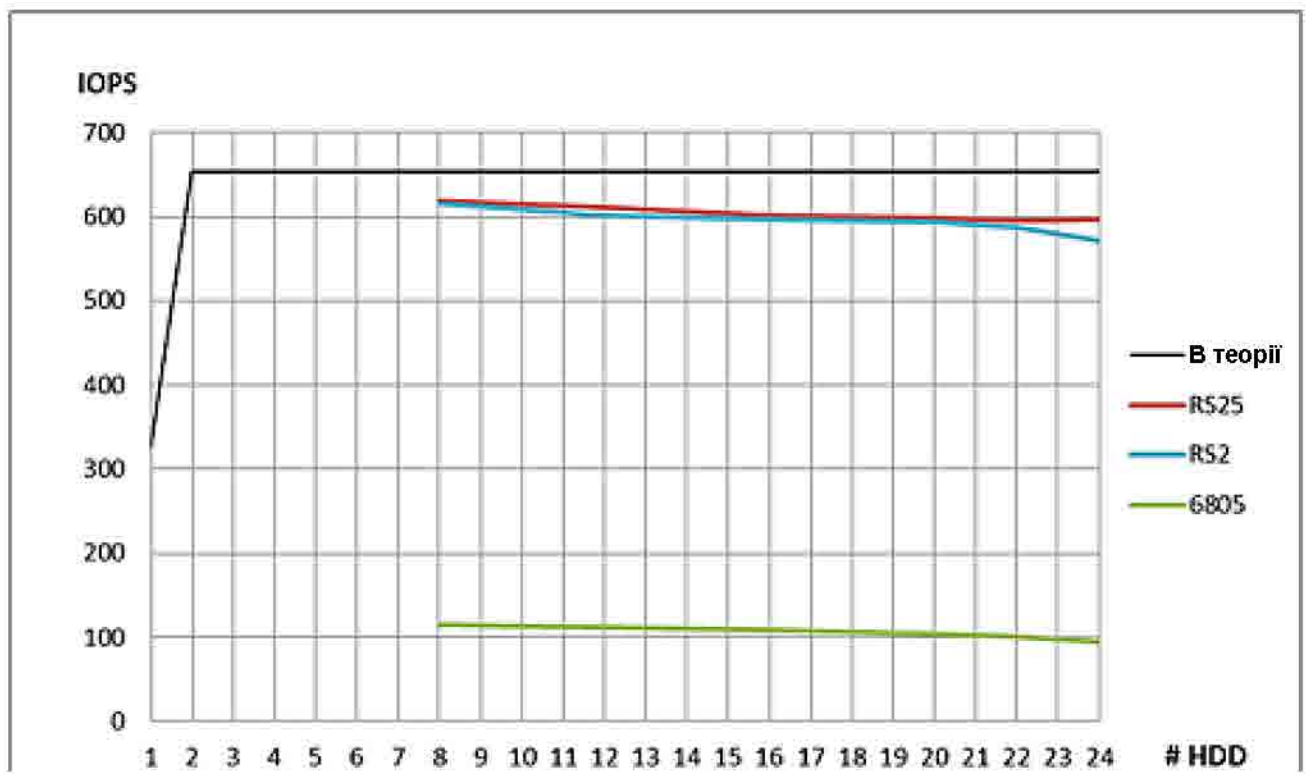


Рисунок 1.52. R-A-I-D 62 на основі різноманітних. Випадковий запис

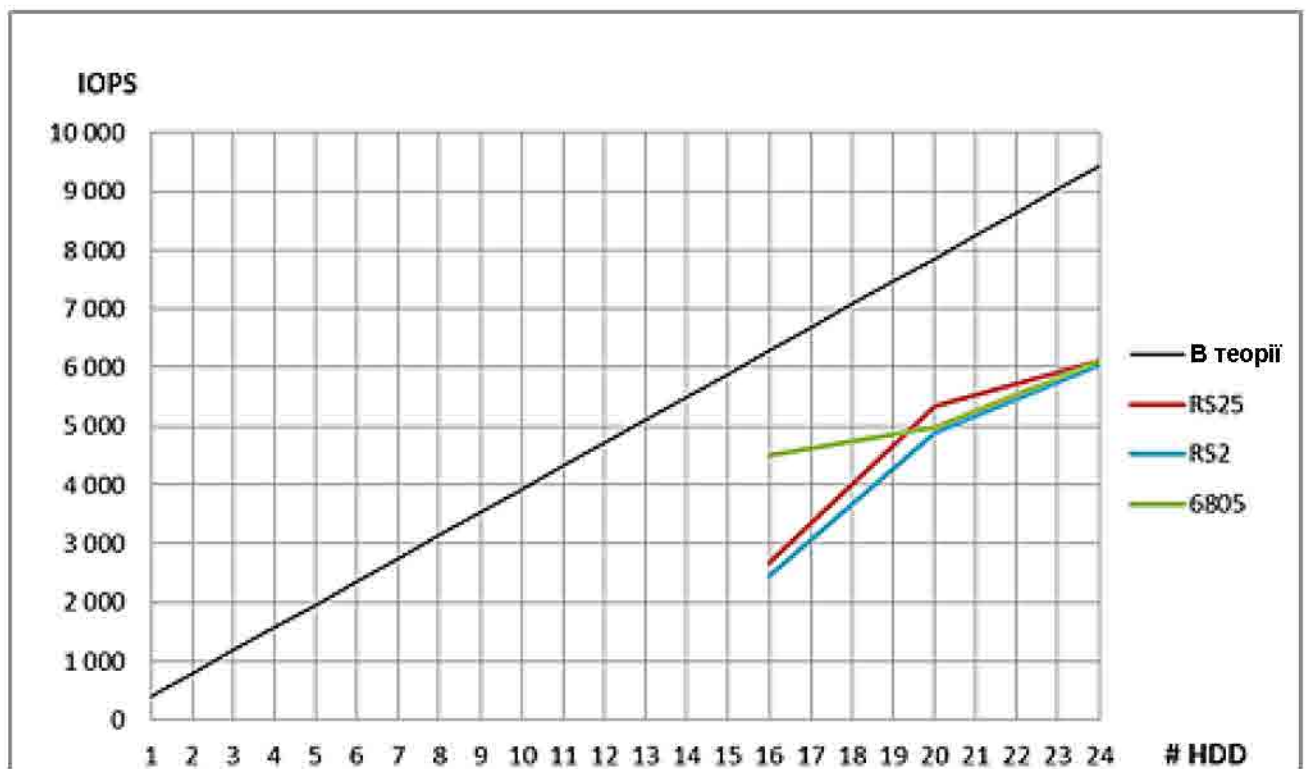


Рисунок 1.53. R-A-I-D 64 на основі різноманітних. Випадкове зчитування

На діях непередбаченого зчитування (рис.1.51) все керувальники забезпечують стандартну задля усіх наборів R-A-I-D 62 потужність, рівну продуктивності R-A-I-D 0 із такою самою чисельністю накопичувачів.

На діях непередбаченого запису (рис.1.52) знову все «псує» відсутність апаратного кешу, що не надає можливість контролерам включити режим оптимізації обробки запитів.

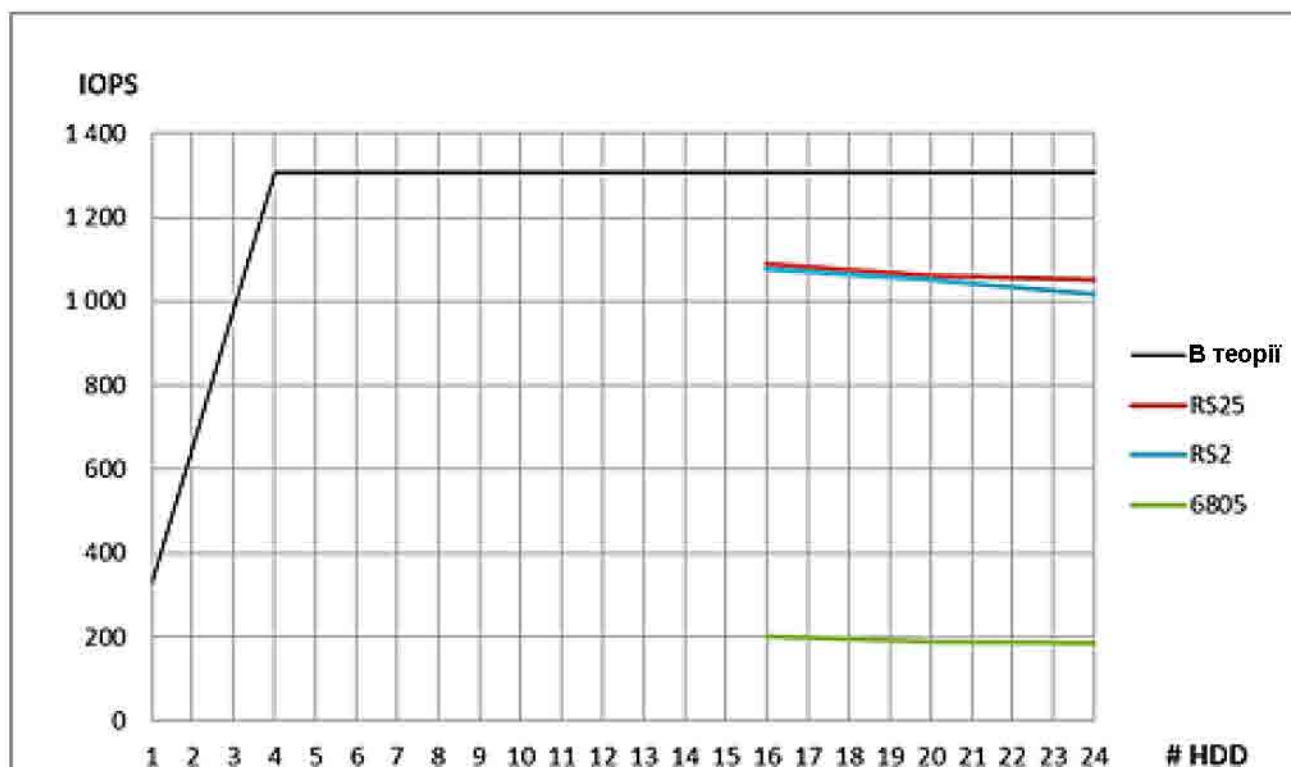


Рисунок 1.54. R-A-I-D 64 на основі різноманітних. Випадковий запис

Задля наборів R-A-I-D 64 при випадковому зчитуванні (рис.1.53) на потужність починає впливати складність організації наборів, хоча при 24 накопичувачах в наборі усі керувальники працюють однаково та так само, як та усі інші набори (окрім R-A-I-D 10) при цієї чисельності накопичувачів, та видають 6000 IOPS.

Графіки непередбаченого запису (рис.3.36) знову підтверджують необхідність застосування кеш-пам'яті керувальника на діях запису.

## 1.21 Аналіз результатів перевірки

6-гігабітні керувальники Intel другого покоління (RS25) на усіх типах тестів та задля усіх видів R-A-I-D-наборів показали потужність, близьку до теоретично граничної при будь-якій чисельності накопичувачів аж до максимальної у системі (24 диска). Ці керувальники мають достатню пропускну

спроможність у зчитуванні та записуванні, проте також відмінну потужність обчислювального елемента, відповідального поза формування блоків паритету та перевірочних сум.

6-гігабітні керувальники Intel першого покоління (RS2) при чисельності "корисних" накопичувачів у наборі до восьми (тобто без урахування додаткових накопичувачів, необхідних задля збереження надлишкових інформації) демонструють таку же потужність на усіх тестах та ні у чому не поступаються RS25. При більшій чисельності накопичувачів на діях, що вимагають обчислень паритету (R-A-I-D 5) чи перевірочних сум (R-A-I-D 6), продуктивності цих керувальників вже недостатньо через меншу потужність обчислювального елемента та меншу потужність по IOPS.

Інтегрований на серверній системній платі програмний R-A-I-D-керувальник у режимі ESRT2 можливо рекомендувати задля невеликих R-A-I-D-наборів R-A-I-D 1 та R-A-I-D 5 із переважанням дій зчитування. Особливо добре цей керувальник "виглядає" на діях послідовного зчитування у масивах R-A-I-D 5, де практично не поступається апаратним контролерам аж до розміру набору в 8 накопичувачів.

Керувальник Adaptec 6805 при розмірі R-A-I-D-набору до 8 "корисних" накопичувачів демонструє потужність, яку можливо порівняти із контролерами Intel, проте на деяких тестах навіть випереджає їх. Однак при більшій чисельності накопичувачів продуктивності недостатньо, адже цей керувальник не призначений задля роботи із більш чим 8 дисками, окрім того даний керувальник не враховує особливостей роботи розширювача SAS-портів, який застосовується в нових серверах Intel.

При аналізі результатів ефективності надлишкових наборів накопичувачів, отриманих в даному розділі були визначені наступні особливості їх роботи.

При паралельному доступі дисковий простір розбивається на блоки задля запису інформації. Аналогічно, дані, що підлягають запису на накопичувач, розбиваються на такі же блоки. При записуванні окремі блоки записуються на різні накопичувачі, причому запис кількох блоків на різні накопичувачі

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		66

відбувається разом з цим, що та призводить до збільшення продуктивності у діях запису. Потрібні дані зчитуються окремими блоками разом з цим із кількох накопичувачів, що дає зростання продуктивності пропорційно чисельності накопичувачів в наборі. Якщо є масив із чотирьох накопичувачів, то разом з цим можливо записати чотири блоки, чи 32 Кбайт, поза один раз. Очевидно, що в розглянутому прикладі продуктивність запису та продуктивність зчитування виявиться у чотири рази вище, чим при використанні єдиного накопичувача, проте така ситуація є ідеальною, адже далеко не завжди розмір запиту кратний розміру елемента та чисельності накопичувачів в наборі. Модель із паралельним дозволом реалізується тільки поза умови, що розмір запиту на запис інформації більш розміру самого елемента. У іншому випадку реалізувати паралельний запис кількох блоків просто неможливо. Якщо же розмір записуваних інформації менше розміру елемента, то реалізується інша модель доступу – незалежний доступ. Більш того, ця модель спроможне існувати реалізована та у через це випадку, якщо розмір записуваних інформації більш розміру єдиного елемента у наборі.

При незалежному доступі усі дані окремого запиту записуються на окремий накопичувач, тобто ситуація ідентична роботі із одним диском. При одночасному надходженні кількох запитів на зчитування усі вони будуть виконуватися незалежно, на окремих накопичувачах.

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		67

## **2 РОЗДІЛ ОХОРОНИ ПРАЦІ І ТЕХНІКИ БЕЗПЕКИ**

Трудові права громадян охороняються законом. Захист трудових прав здійснюється державними органами, проте також професійними спілками.

Забезпечення здорових та безпечних умов праці покладається на адміністрацію підприємств, установ, організацій. Вона зобов'язана впроваджувати сучасні засоби техніки безпеки, що попереджують виробничий травматизм та забезпечують санітарно-гігієнічні умови, що запобігають виникненню професійних захворювань.

### **2.1 Аналіз дії небезпечних та шкідливих чинників на працівника під час праці**

У процесі праці на програміста спроможні мати негативний вплив фізичні і психофізіологічні чинники. Це нервово-психічні перевантаження ( розумова перенапруга, перенапруга зорових і слухових аналізаторів), фізичні перевантаження ( одноманітна поза викликає статичну втому), проте також порушення мікрокліматичних умов, недостатнє освітлення робочого місця, підвищені ступені шуму і іонізації повітря тощо.

Дія шкідливих і небезпечних чинників призводить до зниження працездатності, підвищеним стомленням працівника. Тривале перебування людини у зоні комбінованої дії різноманітних несприятливих чинників спроможне призвести до розвитку професійного захворювання чи виробничої травми.

Вибір технічних засобів забезпечення безпеки повинен здійснюватися на основі вивчення особливостей кожного виявленого небезпечного й шкідливого виробничого фактора та зони його дії – так званої небезпечної зони.

### **2.2 Розробка заходів із охорони праці**

#### **2.2.1 Виробничі приміщення**

Будівлі і приміщення, де розміщені робочі місця програмістів повинні відповідати вимогам СНіП 2.09.02-85 «Производственные здания» і ДСанПіН 3.3.2.007 – 98 «Державні санітарні правила та норми роботи із ВДТ ЕОМ» Вони

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		68

мають існувати не нижче другого ступеня вогнестійкості. Задля усіх приміщень повинно існувати визначено клас зони згідно із НПАОП 40.1-1.01-97. Відповідне позначення повинно існувати нанесено на вхідних дверях кожного приміщення.

Не дозволяється розташування приміщень із робочими місцями операторів ПК в підвалах та цокольних поверхах. Площа приміщення із розрахунку на одне робоче місце має існувати не менше 6,0 кв.м, проте об'єм – не менше 20,0 куб.м.

Задля внутрішнього оздоблення приміщень із ПК слід використовувати дифузно-відбивні матеріали із коефіцієнтом відбитті задля стелі 0,7 – 0,8, задля стін 0,5 – 0,6. Покриття підлоги повинне існувати матовим, поверхня рівною, не слизькою, із антистатичними властивостями.

Віконні прорізи приміщень задля роботи із ПК мають існувати обладнані регульованими пристроями ( жалюзі, завіски, зовнішні козирки).

Забороняється задля оздоблення інтер'єру приміщень із ПК застосовувати полімерні матеріали, що виділяють в повітря шкідливі хімічні речовини. Приміщення спроможні обладнуватись шафами задля збереження документів, полицями, стелажми.

В приміщеннях слід щоденно робити вологе прибирання. Вони мають існувати оснащені аптечками першої медичної допомоги.

При приміщеннях із ВДТ мають існувати обладнані побутові приміщення задля відпочинку під час роботи, кімната психологічного розвантаження, де слід передбачити встановлення пристроїв задля приготування й роздачі тонізуючих напоїв, проте також місця задля занять фізичною культурою ( СНиП 2.09.04 – 87). Усі вказані вимоги до приміщень передбачені дипломним проектом.

### **2.2.2 Мікроклімат робочої зони програміста**

Адже робота поза комп'ютером характеризується малими фізичними навантаженнями, то цей вид діяльності належить до категорії легких робіт поза критерієм енерговитрат організму.

Робота програміста відноситься поза енерговитратами до категорії легких робіт 1а, 1б, через це повинні дотримуватися наступні вимоги:

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		69

Таблиця 2.1. Норми мікроклімату задля приміщень із ВДТ ЕОМ і ПЕМ

Пора року	Категорія робіт	Температура повітря, С, не більш	Відносна вологість повітря %	Продуктивність руху повітря, м/с
Холодна	Легка-1а	22-24	40-60	0,1
	Легка-1б	21-23	40-60	0,1
Тепла	Легка-1а	23-25	40-60	0,1
	Легка-1б	22-24	40-60	0,1

Задля підтримки у приміщеннях оптимальних значень мікроклімату робоче приміщення оснащено системами опалення й вентиляції, що забезпечують постійне та рівномірне нагрівання, циркуляцію, проте також очищення повітря. Приміщення обладнані припливно-витяжною вентиляцією і кондиціонером. Вимоги до параметрів мікроклімату у цілому виконані.

### 2.2.3 Виробниче освітлення

Досить важливим є вимоги до освітлення приміщень, адже відомо, що тривала робота поза комп'ютером і із документами при недостатньому ступені освітленості спроможне призвести до значного перенапруження зору.

Природне освітлення має забезпечувати коефіцієнт природної освітленості (КПО) не нижче чим 1,5%. Природне освітлення здійснюється через світлові прорізи, орієнтовані переважно на північ чи північний схід та забезпечує коефіцієнт природної освітленості не нижче 1,5%. Задля регулювання рангу освітлення природним світлом бажано застосовувати жалюзі. Робоче місце, обладнане ПК повинно існувати розташоване так, щоб уникнути попадання у очі прямого сонячного світла.

Штучне освітлення приміщення має існувати обладнане системою загального рівномірного освітлення. Штучне освітлення здійснюється системою загального рівномірного освітлення. Використовуються люмінесцентні лампи типу ЛБ. Застосування світильників без розсіювачів і екрануючих сіток

забороняється. Ступінь освітленості на робочому столі у зоні розташування документів має існувати у межах 300–500 лк. Вимоги виконані.

#### 2.2.4 Шум і вібрація

Джерелом шуму у приміщеннях із ПК є монітори, принтери, вентилятор, сканер тощо. Нормованим параметром шуму на робочих місцях є ступінь 50 дБ. Основними заходами боротьби із шумом є усунення чи ослаблення причин шуму у самому його джерелі в процесі проектування, застосування засобів звукопоглинання, раціональне планування виробничих приміщень

#### 2.2.5 Виробничі випромінювання

Одним із важливих складових мікроклімату є концентрація іонів у повітрі робочої зони. Дослідження показали, що у процесі роботи ВДТ протягом зміни концентрація іонів у повітрі робочої зони користувачів зазнає значні зміни. Так, вже через 5 хвилин роботи монітора концентрація легких негативних іонів знижується у 5...10 разів (фонове значення концентрації легких негативних іонів складає 350...620 іонів/см<sup>2</sup> ). Через 3 години роботи їх концентрація у повітрі приблизно до нуля. Істотно знижується концентрація середніх та важких негативних частинок. В через це же час концентрація позитивних заряджених іонів зростає, та через 3 години роботи монітора у повітрі робочої зони переважають позитивно заряджені частинки усіх розмірів. Така асиметрія заряджених частинок у повітрі робочої зони не надає добродійного впливу на здоров'я користувачів.

Таблиця 2.2. Оптимальні ступені іонізації приміщень при роботі із ВДТ:

Ступені	Число іонів у 1 см <sup>3</sup> повітря	
Мінімально необхідні	400	600
Оптимальні	1500-3000	3000-5000
Максимально допустимі	50000	50000

Задля нормалізації впливу на аеронний склад повітря робочої зон мають: вентиляція, захисні екрани, застосування іонізаторів повітря.

### 2.2.6 Електробезпека

Персональні комп'ютери, периферійні пристрої, інше устаткування (апарати управління, контрольно-вимірювальні прилади, світильники), електропроводи і кабелі поза виконанням та ступенем захисту мають відповідати класу зони, мати апаратуру захисту з струму короткого замикання і інших аварійних режимів.

Під час монтажу і експлуатації ліній електромережі необхідно повністю унеможливити виникнення електричного джерела загоряння внаслідок короткого замикання і перевантаження проводів, обмежувати застосування проводів із легкозаймистою ізоляцією та, поза можливості, застосовувати негорючу ізоляцію. Лінія електромережі задля живлення персональних комп'ютерів та периферійних пристроїв виконується як окрема групова трипровідна мережа шляхом прокладання фазового, нульового робочого і нульового захисного провідників.

Нульовий захисний провідник застосовується задля заземлення (занулення) електроприймачів. Не допускається використовувати нульовий робочий провідник як нульовий захисний провідник. Нульовий захисний провідник прокладається з стійки групового розподільного щита, розподільного пункту до розеток електроживлення. Не допускається підключати на щиті до єдиного контактного затискача нульовий робочий і нульовий захисний провідники.

В приміщенні, де разом з цим експлуатуються понад п'ять персональних комп'ютерів та периферійних пристроїв, на помітному і доступному місці встановлюється аварійний резервний вимикач, який спроможне повністю вимкнути електричне живлення приміщення, крім освітлення.

Персональні комп'ютери та периферійні пристрої повинні підключатися до електромережі тільки поза помічно справних штепсельних з'єднань та електророзеток заводського виготовлення.

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ док.ум.	Підпис	Дата		72

## ВИСНОВКИ

Поза результатами проведеного дослідження масштабованості технологій віртуалізації інформації задля різної чисельності накопичувачів видно, що приріст продуктивності у додатках залежить та з типу використовуваної конфігурації R-A-I-D, та з чисельності накопичувачів, та з типів використовуваних R-A-I-D-керувальників. Задля того, щоб визначити, яку саме технологію віртуалізації та, відповідно, тип R-A-I-D-набору і чисельність накопичувачів краще використовувати на практиці, потрібно визначитися із задачами, що стоять перед організацією і системним адміністратором.

Найбільш критичні дані доцільно тримати на R-A-I-D 1 чи R-A-I-D 10, чи на R-A-I-D 5 із обов'язковою продуманою політикою створення резервних копій на зовнішні накопичувачі, що не входять до складу набору. RAID1 застосовується як бюджетний варіант задля офісу, де потрібно убезпечити дані з втрати. Проаналізувавши результати дослідження, був зроблений висновок, що найстабільнішим (із прийнятних поза співвідношенням вартість/якість) є масив із конфігурацією R-A-I-D 10. Дана конфігурація широко застосовується в банківських та державних структурах. Найпоширенішим задля застосування в загальних цілях у даний час є масив RAID5. Цей варіант застосовується задля дешевої організації файлових сховищ. Його надійність нижче, чим в RAID10, однак він набагато економніше.

Інші розглянуті комбіновані конфігурації R-A-I-D-наборів (R-A-I-D 50, R-A-I-D 60) досить часто використовують задля організації швидкодіючих файл-серверів. Зокрема, R-A-I-D 50 на великій чисельності накопичувачів великого обсягу є надійнішим, чим R-A-I-D 5 та економічнішим, чим RAID10.

Визначено, що будь-яка система збереження інформації, яка використовує технології віртуалізації R-A-I-D, має деякі обмеження, пов'язані із типами використовуваних R-A-I-D-керувальників, із видами вирішуваних задач, із параметрами самих накопичувачів.

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		73

# ПЕРЕЛІК ВИКОРИСТАНИХ ІНФОРМАЦІЙНИХ ДЖЕРЕЛ

1. Парамуд Я.С. Периферійні пристрої, інтерфейси та драйвери: навчальний посібник. – Видавництво Магнолія, 2023. – 210 с.
2. Бантюков С. Є., Чаленко О. В., Меркулов В. С. та ін. Архітектура комп'ютерів та периферійні пристрої: навчальний посібник. – Харків: УкрДУЗТ, 2018. – Ч. 1. – 116 с.
3. Матвієнко М. П., Розен В. П., Закладний О. М. Архітектура комп'ютера. Навчальний посібник. – К: Видавництво Ліра-К, 2016. – 264 с.
4. Антоненко О. В. Архітектура комп'ютера та конфігурування комп'ютерних систем (на основі фундаменталізованого підходу). Навчальний посібник / О. В. Антоненко, І. О. Бардус – Бердянськ: БДПУ, 2018. – 292 с.
5. Луценко В.М., Прогонов Д.О. Методи та засоби технічного захисту інформації [Електронний ресурс]: навч. посіб. / КПІ ім. Ігоря Сікорського – Київ: КПІ ім. Ігоря Сікорського, 2021. – 289 с.
6. Остапов С. Е. Технології захисту інформації: навчальний посібник / С. Е. Остапов, С. П. Євсєєв, О. Г. Король. – Х. : Вид. ХНЕУ, 2013. – 476 с.
7. Тарарака В.Д. Архітектура комп'ютерних систем. Навчальний посібник. – Житомир : ЖДТУ, 2018. – 383 с.
8. RAID Levels [Електронний ресурс]: <http://www.ixbt.com/storage/raids.html>
9. Специфікації RAID-контролерів [Електронний ресурс]:  
<http://www.accusys.com.tw>
10. Дисконний масив [Електронний ресурс]:  
[https://uk.wikipedia.org/wiki/%D0%94%D0%B8%D1%81%D0%BA%D0%BE%D0%B2%D0%B8%D0%B9\\_%D0%BC%D0%B0%D1%81%D0%B8%D0%B2](https://uk.wikipedia.org/wiki/%D0%94%D0%B8%D1%81%D0%BA%D0%BE%D0%B2%D0%B8%D0%B9_%D0%BC%D0%B0%D1%81%D0%B8%D0%B2)
11. SAS, NAS, SAN: крок до мереж зберігання даних [Електронний ресурс]:  
<https://www.ixbt.com/storage/san.shtml>.
12. RAID [Електронний ресурс]:  
<https://uk.wikipedia.org/wiki/RAID>.

					<b>БКС 28. 19 000. 00 КРБ ПЗ</b>	Арк.
Зм.	Арк.	№ докум.	Підпис	Дата		74

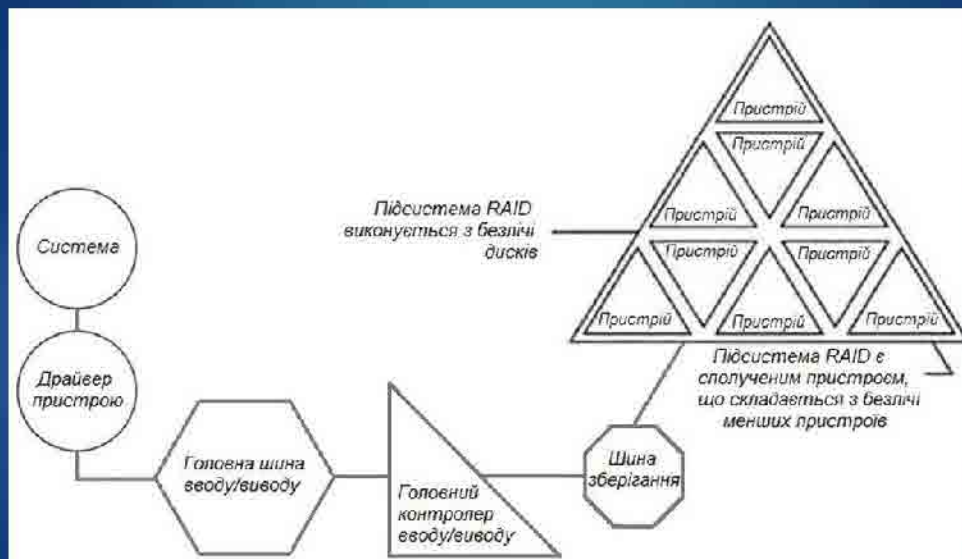
Слайди мультимедійної презентації



Аналіз масштабованості  
технологій віртуалізації даних  
для різної кількості накопичувачів

Осінковський Олександр, ОТФК ОНУ

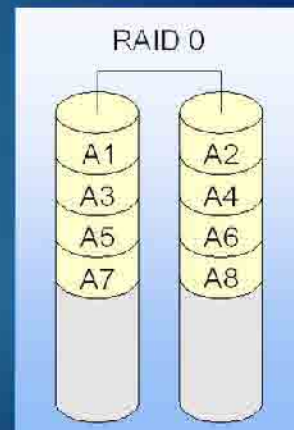
Склад підсистеми RAID



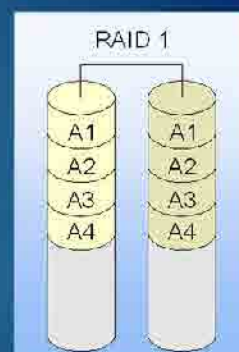
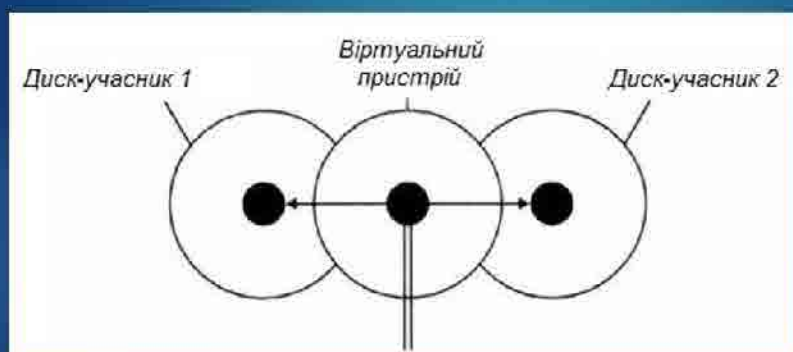
# Масив дисків незалежного доступу



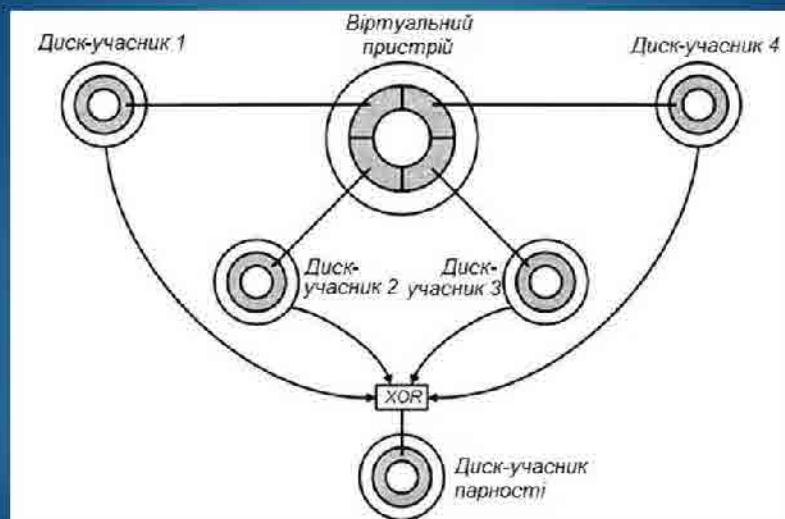
# Відображення даних для RAID 0



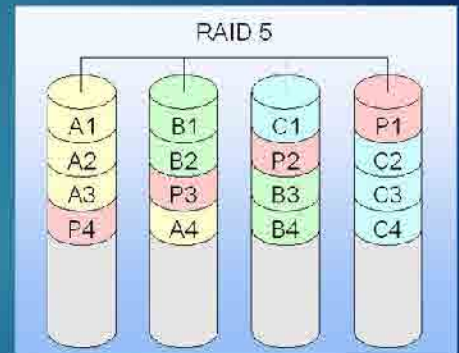
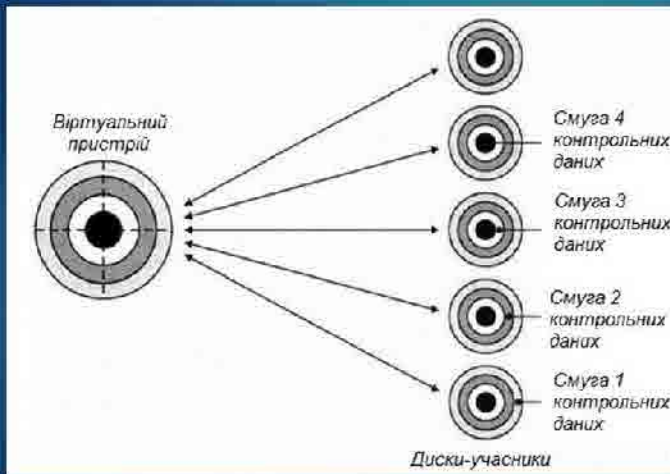
## Відображення даних для RAID 1



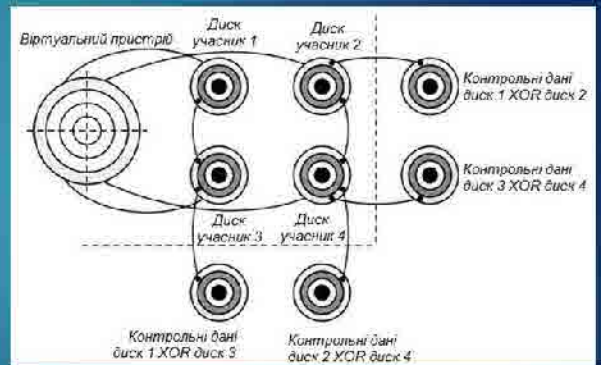
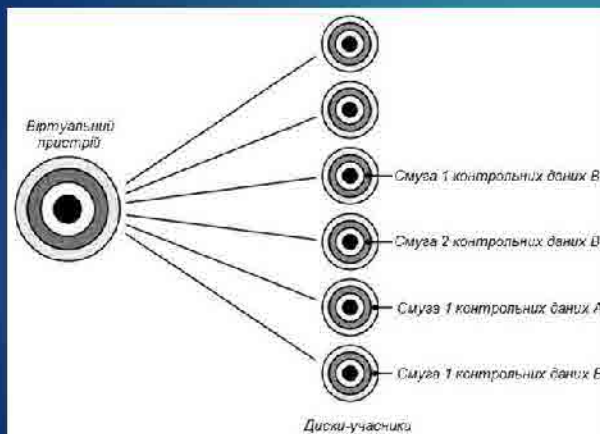
## Відображення даних для RAID 4



## Відображення даних для RAID 5



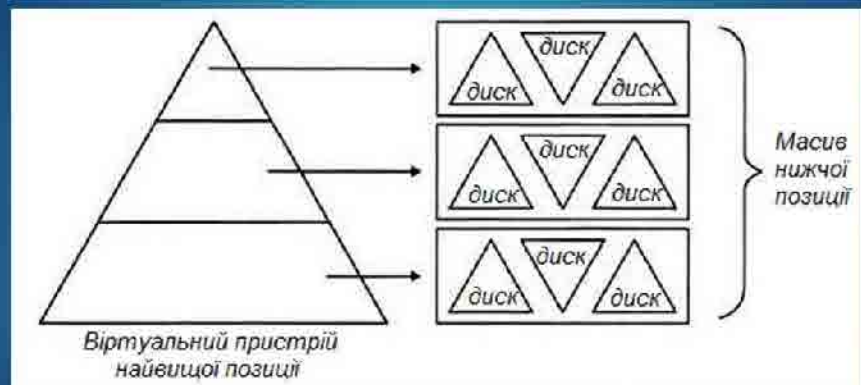
## Відображення даних для одновимірного та двовимірного масиву RAID 6



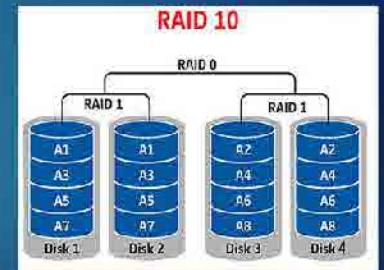
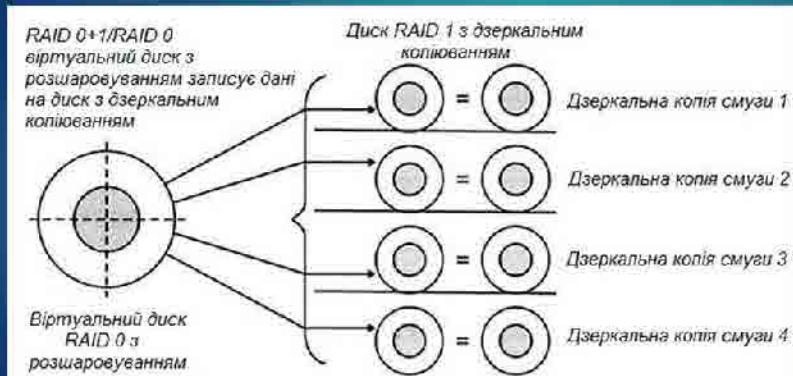
## Загальні характеристики RAID-масивів простих рівнів

Тип масиву	RAID 0	RAID 1	RAID 3	RAID 5	RAID 6
Технологія	Чергування	Дзеркалювання	Чергування, парність	Чергування, парність	Чергування, парність
Контролер	Всі	Всі	Апаратний	Апаратний Hi-End	Спеціалізований
Кількість жорстких дисків	2; 4	2	3 і більше	3 і більше	3 і більше
Доступний робочий простір, %	100	50	66 для 3; 75 для 4	66 для 3; 75 для 4	33 для 3; 50 для 4; 60 для 5
Стійкість при відмові диску	Ні	Висока	Висока	Висока	Дуже висока
Відновлення даних	Ні	Дуже швидко	Швидко	Швидко	Дуже швидко
Швидкість випадкового читання	Дуже добра	Добра	Добра	Дуже добра	Дуже добра
Швидкість випадкового запису	Дуже добра	Добра	Погана	Нормальна	Погана

Багаточисельні масиви найменшої позиції представлені у вигляді віртуальних дисків в масиві найвищої позиції



# RAID 0+1/RAID 10: віртуальний диск з розширенням здійснює запис на диски з дзеркальним копіюванням



## Характеристики поширених комбінованих (multi-RAID)-масивів

Тип масиву	RAID 0+1	RAID 1+0	RAID 5+6	RAID 5+1
Технологія	Чергування, дзеркалювання	Чергування, дзеркалювання	Чергування, парність	Чергування, парність, дзеркалювання
Контролер	Майже усі	Майже усі	Спеціалізований	Спеціалізований
Кількість дисків	4 min	4 min	6 min	6 min
Доступний робочий простір, %	50	50	66 для 2 страйпів по 3 диски	33-40
Стійкість при втраті диску	Дуже добра	Відмінна	Добра	Відмінна
Відновлення даних	Швидке	Дуже швидке	Середнє	Швидке
Швидкість випадкового читання	Дуже добра	Дуже добра	Дуже добра	Дуже добра
Швидкість випадкового запису	Добра	Добра	Добра	Добра
Швидкість лінійного читання	Дуже добра	Дуже добра	Дуже добра	Дуже добра
Швидкість лінійного запису	Добра	Добра	Добра	Добра
Вартість	Відносно висока	Відносно висока	Висока	Дуже висока

# Аналіз масштабованості RAID 0



Послідовне читання



Випадкове читання



Послідовний запис

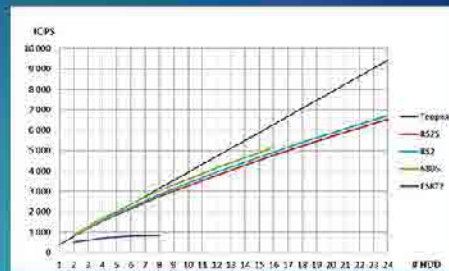


Випадковий запис

# Аналіз масштабованості RAID 1 і 10



Послідовне читання



Випадкове читання



Послідовний запис



Випадковий запис



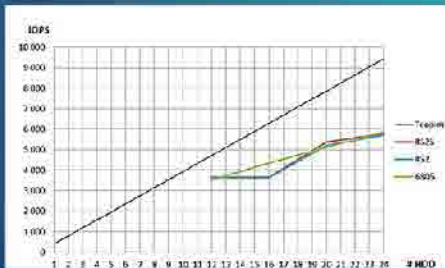
# Аналіз масштабованості RAID 54



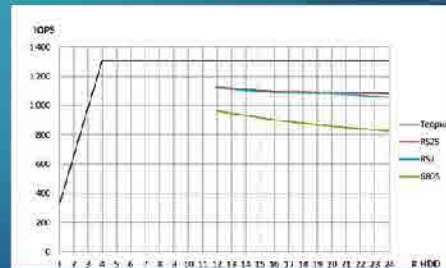
Послідовне читання



Послідовний запис



Випадкове читання



Випадковий запис

# Аналіз масштабованості RAID 6



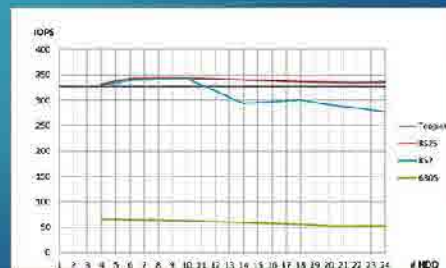
Послідовне читання



Випадкове читання



Послідовний запис



# Аналіз масштабованості RAID 62



Послідовне читання



Послідовний запис



Випадкове читання



Випадковий запис

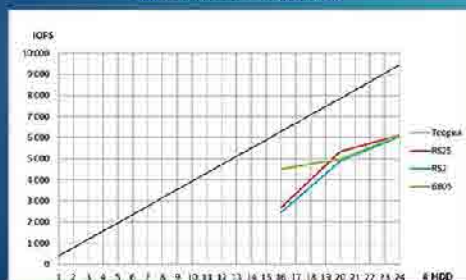
# Аналіз масштабованості RAID 64



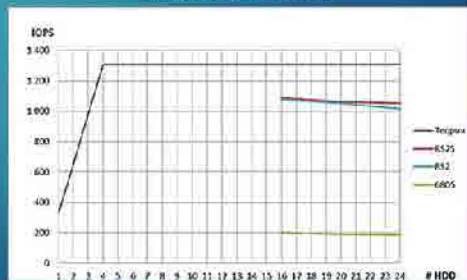
Послідовне читання



Послідовний запис



Випадкове читання



Випадковий запис

**ВІДГУК**

керівника про кваліфікаційну роботу бакалавра

*Островського Олександра Сергійовича*

(прізвище, ім'я та по батькові)

Спеціальність 123 "Комп'ютерна інженерія"

Тема кваліфікаційної роботи Аналіз масштабованості технологій віртуалізації даних для різної кількості накопичувачів

**ХАРАКТЕРИСТИКА КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ**

а) Обсяг і якість виконання роботи (графічного матеріалу і розрахунково-пояснювальної записки) Випускна робота виконана відповідно технічному завданню. Пояснювальна записка до випускної роботи містить 85 сторінок. У пояснювальній записці описана технологія RAID, яка дозволяє підвищити ефективність роботи системи збереження даних, досліджено її ефективність та масштабованість у різних конфігураціях. Графічна частина складається з 20 слайдів, оформлених у вигляді презентації, передбачених технічним завданням. Якість виконання пояснювальної записки та слайдів добра, розробку виконано у повному обсязі.

б) Самостійність роботи Протягом виконання випускної бакалаврської роботи Островський Олександр поступово та послідовно виконував всі етапи, проявив ініціативу у створенні загальної концепції та реалізації випускної роботи. Всі роботи він виконував самостійно, з оглядом на рекомендації керівника.

в) Теоретична підготовка здобувача освіти

*Островський Олександр під час роботи над випускною бакалаврською роботою вивчив і опрацював достатню кількість літературних джерел за даною тематикою.*

*Вважаю, що теоретична підготовка здобувача освіти достатня і він готовий до захисту роботи.*

г) Вміння розв'язувати виробничі і конструкторські питання на базі останніх досліджень науки і техніки, передових методів виробництва

*Під час виконання роботи Островський Олександр мав змогу самостійно приймати окремі рішення з виконання дослідження та показав вміння організовано працювати над поставленою задачею, скласти та оформлювати презентацію проекту, користуючись сучасними комп'ютерними програмними засобами, такими як Microsoft Visual Studio, Microsoft PowerPoint, Microsoft Visio.*

Оцінка розрахункової частини Відмінно

Оцінка графічної частини Відмінно

Загальна оцінка Відмінно

Прізвище, ім'я, по батькові Кривченко Анастасія Анатоліївна

Місце роботи і посада керівника роботи ВСП "Одеський технічний фаховий коледж ОНТУ", викладач спецдисциплін комісії комп'ютерних технологій та програмної інженерії, голова обласної методичної комісії викладачів комп'ютерної інженерії

Підпис

*AKP*  
« 13 » 06 2024р.

## РЕЦЕНЗІЯ

на кваліфікаційну роботу бакалавра здобувача освіти  
відділення комп'ютерних систем

Островського Олександра Сергійовича

(прізвище, ім'я та по батькові)

Спеціальність 123 "Комп'ютерна інженерія"

Освітня програма «Комп'ютерна інженерія»

Керівник дипломного проекту (роботи) Кривченко Анастасія Анатоліївна

(прізвище, ім'я та по батькові)

Тема дипломного проекту (роботи) Аналіз масштабованості технологій  
віртуалізації даних для різної кількості накопичувачів

Обсяг розрахунково-пояснювальної записки 85 сторінок

Обсяг графічної (презентаційної) частини 20 аркушів (слайдів)

### ХАРАКТЕРИСТИКА ДИПЛОМНОГО ПРОЕКТУ (РОБОТИ)

а) заключення про ступінь відповідності виконаного дипломного проекту (роботи) завданню  
Представлена на рецензію кваліфікаційна робота бакалавра повністю відповідає  
меті проектування та технічному завданню. Тематика кваліфікаційної роботи є  
актуальною для своєї галузі та присвячена аналізу масштабованості технологій  
віртуалізації даних для різної кількості накопичувачів.

б) характеристика виконання кожного розділу дипломного проекту (роботи)  
Кваліфікаційна робота складається зі вступу, двох розділів, висновків, переліку  
використаних джерел. У основному розділі розглянуті методи збереження даних  
на розподілених носіях, методи резервування інформації, перевірки її цілісності,  
технології віртуалізації даних, аналіз масштабованості для різної кількості  
накопичувачів на різних рівнях і для різних контролерів.

в) оцінка якості виконання пояснювальної записки та графічної частини дипломного проекту  
(роботи)

Графічна частина виконана на достатньо високому рівні у вигляді  
презентації із використанням офісного пакету Microsoft PowerPoint та Visio.  
Пояснювальна записка виконана охайно та у відповідності до норм оформлення  
документів із використанням офісного пакету Microsoft Word. Загальна якість  
виконання документації – добра, академічного плагіату у роботі не виявлено

г) перелік позитивних якостей дипломного проекту (роботи) \_\_\_\_\_

1. Детально описано мету та цілі аналізу;
2. Проведено серію експериментів для оцінки масштабованості технологій віртуалізації даних;
3. Виконано побудову графіків продуктивності та масштабованості технологій RAID для різної кількості накопичувачів та різних типів контролерів.

д) основні недоліки дипломного проекту (роботи) \_\_\_\_\_

1. Доцільно було б проводити аналіз масштабованості для більшої кількості моделей контролерів;
2. Варто було описати використані інструменти для визначення продуктивності більш докладно.

Оцінка розрахункової частини \_\_\_\_\_ Відмінно

Оцінка графічної частини \_\_\_\_\_ Відмінно

Загальна оцінка \_\_\_\_\_ Відмінно

Прізвище, ім'я, по батькові рецензента \_\_\_\_\_ Васіліу Євген Вікторович

Місце роботи і посада рецензента \_\_\_\_\_ Державний університет інтелектуальних технологій і зв'язку, д.т.н., проф. кафедри КБ та ТЗІ

Підпис: \_\_\_\_\_ 

« 17 » 06 2024 р.



Ім'я користувача:  
**Катерина Григоріївна Краснокутська**

ID перевірки:  
**1016227776**

Дата перевірки:  
**04.05.2024 13:54:45 EEST**

Тип перевірки:  
**Doc vs Internet + Library**

Дата звіту:  
**04.05.2024 15:25:06 EEST**

ID користувача:  
**100011688**

Назва документа: **2БКС-28\_Олександр\_Островський**

Кількість сторінок: **67** Кількість слів: **13499** Кількість символів: **90062** Розмір файлу: **3.38 MB** ID файлу: **1016006426**

Виявлено модифікації тексту (можуть впливати на відсоток схожості)

**6.88%**

## Схожість

Найбільша схожість: **2.09%** з Інтернет-джерелом (<https://card-file.ontu.edu.ua/server/api/core/bitstreams/9fc96430-656...>)

6.88% Джерела з Інтернету

451

Сторінка 69

Не знайдено джерел з Бібліотеки

## 0% Цитат

Вилучення цитат вимкнене

Вилучення списку бібліографічних посилань вимкнене

**0%**

## Вилучень

Немає вилучених джерел

## Модифікації

Виявлено модифікації тексту. Детальна інформація доступна в онлайн-звіті.

Підозріле форматування

14  
сторінок

**ДОЗВІЛ  
НА РОЗМІЩЕННЯ  
ВИПУСКНОЇ КВАЛІФІКАЦІЙНОЇ РОБОТИ  
В ЕЛЕКТРОННОМУ РЕПОЗИТАРІЇ ВСП «ОТФК ОНТУ»**

Ми, що нижче підписалися,

**Островський Олександр Сергійович,**  
здобувач освіти гр. 2БКС-28, та

**Кривченко Анастасія Анатоліївна,**  
керівник випускної кваліфікаційної роботи,

не заперечуємо щодо розміщення електронного варіанту пояснювальної записки до випускної кваліфікаційної роботи бакалавра на тему:

**«Аналіз масштабованості технологій віртуалізації даних для різної кількості накопичувачів» (автор роботи – Островський О.С., керівник роботи – Кривченко А.А.)**

виконаного у ВСП «Одеський технічний фаховий коледж Одеського національного технологічного університету» в 2024 році, у повному обсязі в електронному репозитарії ВСП «ОТФК ОНТУ» для вільного доступу через мережу Інтернет.

Несемо відповідальність за ідентичність електронного та друкованого варіантів випускної кваліфікаційної роботи і даємо згоду на обробку персональних даних.

Виконавець



/ Островський О.С. /

Керівник



/ Кривченко А.А. /

«13» червня 2024 р.