УДК 004.414.23 + 519.711.2 Вестник УрФО № 1(43) / 2022, с. 35–42

Шамонин Е. Д.

DOI: 10.14529/secur220105

МОДЕЛИРОВАНИЕ ДИСКОВОЙ ПОДСИСТЕМЫ ЭВМ НА ОСНОВЕ НАКОПИТЕЛЯ НА ЖЕСТКИХ МАГНИТНЫХ ДИСКАХ В РЕЖИМЕ ЧТЕНИЯ

Одним из основных направлений использования современных вычислительных систем является хранение данных.

Основными устройствами хранения цифровой информации являются накопители на жестких магнитных дисках — НЖМД (Hard Disk Drive, HDD).

В криминалистической практике применительно к машинным носителям информации (МНИ) решаются две основные задачи. Это либо копирование содержимого носителя (полное посекторное или выборочное) с последующим исследованием копии на предмет наличия криминалистически значимой информации, либо поиск какой-либо конкретной информации (контекстный поиск) непосредственно на целевом машинном носителе информации (МНИ) с возможным последующим ее копированием.

Таким образом, как в первом, так и во втором случае основным режимом работы целевого МНИ будет чтение.

Моделирование функционирования жесткого магнитного диска в режиме чтения на основе информации о модели накопителя (а, следовательно, и спецификации устройства) позволит оценить время, необходимое для получения полной копии содержимого НЖМД.

В ходе исследования на основании уточненной математической модели были получены результаты весьма близкие к тем, которые были получены при копировании содержимого накопителей на практике. Однако реальное время копирования содержимого целевого накопителя в значительной мере зависит от его технического состояния. Наличие областей на магнитном диске, не позволяющих при первом проходе блока магнитных головок получить ожидаемый результат, требует дополнительных обращений к этим участкам магнитного диска и, как следствие, дополнительным временным затратам.

Ключевые слова: *моделирование, дисковая подсистема, время поиска, время перехода, файловая система.*

Shamonin E. D.

SIMULATION OF A COMPUTER DISK SUBSYSTEM BASED ON A HARD DISK DRIVE IN READ MODE

One of the main options for using modern computing systems is data storage.

The main devices for storing digital information are hard disk drives.

In forensic practice in relation to media type, two main tasks are solved. This is either media content copying (full sector-by-sector or selective) with subsequent examination of the copy for forensic information presence, or searching for any specific information (context search) directly on the target media with possible subsequent copying.

Thus, both in the first and in the second case, the main mode of target media operation is reading.

In the course of the study, based on a refined mathematical model, results were obtained very close to those obtained when copying the contents of storage devices in practice. However, the actual time of copying the contents of the target drive largely depends on its technical condition. The presence of areas on the magnetic disk that do not allow the expected result to be obtained during the first pass of the magnetic head unit requires additional access to these areas of the magnetic disk and, as a result, additional time costs.

Keywords: *modeling, disk subsystem, average seek time, seek time track-to-track, file system.*

При считывании данных с НЖМД цепь прохождения считанных данных (рис. 1) будет включать как элементы механической подсистемы (гермоблока), так и платы электроники (контроллера).

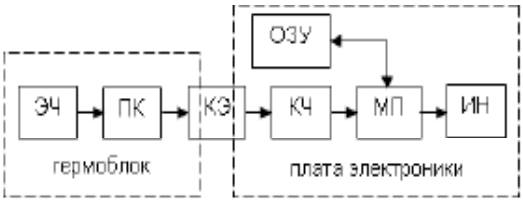


Рис. 1. Цепь прохождения считанных данных в НЖМД

На рис. 1: ЭЧ — элемент чтения; ПК — предусилитель-коммутатор; КЭ — контактные элементы; КЧ — канал чтения; МП — микропроцессор; ОЗУ — оперативное запоминающее устройство; ИН — интерфейс накопителя.

Основные временные затраты приходятся на механическую часть НЖМД, т. к. если необходимо записать или прочитать какие-либо данные, блок магнитных головок (БМГ) перемещается на требуемый цилиндр (дорожку) и ожидает поворота диска до требуемого участка дорожки. В каждый конкретный момент времени с помощью предусилителя-коммутатора в HDD выбирается один из элементов (чтения или записи) одной магнитной головки. Параллельное выполнение операций чтения/записи либо чтения по двум и более головкам невозможно.

Данные на долговременных носителях обрабатываются блоками (порциями). То есть если на носитель требуется записать лишь один байт или даже один бит, под новый файл будет сразу выделена некоторая фиксированная порция дискового пространства. Соответственно, продолжительность операции с целым блоком или с одним из байтов этого блока будет одинаковой.

На минимальные порции данные делятся на двух уровнях: на уровне физического носителя минимальная порция данных — сектор в 512 байтов. На уровне файловой системы минимальной порцией данных является кластер, который объединяет в себе несколько соседних секторов. Стандартным в настоящее время является кластер объемом 4 096 байт. Он включает восемь последовательно идущих друг за другом секторов по 512 байт. При перефор-матировании, если это необходимо, объем кластера можно изменять как в большую, так и меньшую сторону.

Сектора требуются для оптимизации работы аппаратной части носителя данных. Кластеры нужны для оптимизации работы файловой системы.

Операционная система и приложения работают не с абстрактными блоками данных, а с прикладными файлами. Для того, чтобы получить тот или иной файл, сначала нужно узнать, в каких блоках он размещен. Сведения об этом хранятся среди данных файловой системы (ФС), которые сами хранятся на диске. Таким образом, для получения данных из файла сначала нужно выполнить ряд вспомогательных дисковых операций, в том числе и для работы со служебной информацией ФС, т. е. на скорость дисковых операций влияют и особенности файловой системы (FAT, NTFS, …).

Кроме того, большие файлы обрабатываются быстрее, чем множество небольших файлов такого же суммарного объема. Ведь во втором случае потребуется большее число обращений к файловой системе [1].

Один из подходов моделирования дисковой подсистемы основан на построении математической модели конкретной файловой системы NTFS [2].

Поскольку NTFS оперирует двумя типами данных, кэшированными (присутствующими в файловом кэше) и не кэшированными (для доступа к которым необходимо обращение к диску), можно говорить о так называемой модели двух хранилищ информации: быстрого (cache) и медленного (disk).

Пусть *C* — множество запросов, при которых данные берутся только из кэша, а *D* — множество запросов, требующих обращения к диску. Нагрузка представляет собой последовательность запросов из множества $C \cup D$, причем для чтения $C \cap D = \varnothing$.

Предположив, что скорость чтения данных из каждого хранилища постоянна и равна v^r_c и v^r_d ($v^r_c > v^r_d$), можно записать время выполнения одного запроса:

$$t^r_c = s^r_c / v^r_c,\ t^r_d = s^r_d / v^r_d,$$

где s^r_c и s^r_d — количество запрашиваемых байт соответственно из кэша и жесткого диска.

Тогда общее время выполнения последовательности запросов чтения равно:

$$T^r = T^r_d + T^r_c = \sum_{req_i \in D} t^r_{di} + \sum_{req_j \in C} t^r_{cj} = 1/v^r_d *$$

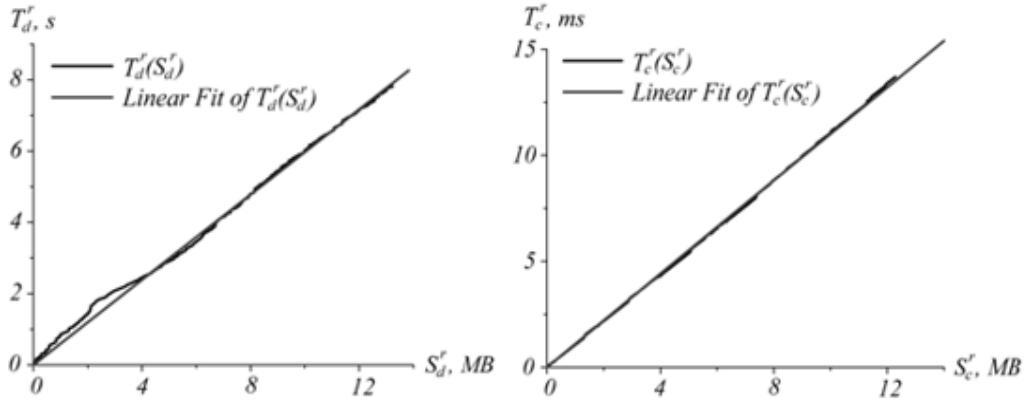
$$* \sum_{req_i \in D} s^r_{di} + 1/v^r_c * \sum_{req_j \in C} s^r_{cj},$$

$$T^r = T^r\left(S^r_d, S^r_c\right) = S^r_d / v^r_d + S^r_c / v^r_c,$$

где S^r_d и S^r_c — общее число байтов, прочитанных за время T^r с пластин жесткого диска и из кэша соответственно.

Гипотеза о линейности функции подтвердилась экспериментально при контекстном поиске данных в выбранной директории (рис. 2) [2], что позво-лило автору вычислить коэффициенты и с помощью линейной аппрокси-мации по методу наименьших квадратов (МНК).

Однако при смене директории поиска значение



а) б)

Рис. 2. Зависимость времени чтения от количества прочитанных данных: а — с диска; б — из кэша

коэффициента v^r_d изменялось, в отличие от величины v^r_c, которая оставалась постоянной во всех опытах. Это позволило заключить, что скорость чтения данных с диска не постоянна, а, возможно, зависит от некоторого дополнительного параметра.

Предположим, что обработка запроса к диску происходит с некоторой задержкой t^r_0, которая вызвана работой механических компонентов устройства:

$$t^r_d = t^r_0 + s^r_c / v^r_c,$$

где t^r_0, v^r_0 = const.

Обозначим через N^r_d общее количество дисковых запросов на чтение. Тогда время выполнения запросов чтения с диска:

$$T^r_d = \sum_{i=1}^{N^r_d} t^r_{di} = N^r_d * t^r_0 + S^r_d / v^r_0,$$

а скорость $v^r_d = S^r_d / T^r_d$, которая вопреки первоначальному предположению оказалась не постоянной, равна:

$$v^r_d\left(\bar{s}^r_d\right) = \frac{\bar{s}^r_d}{t^r_0 + \bar{s}^r_d / v^r_0}, \qquad (1)$$

где $\bar{s}^r_d = S^r_d / N^r_d$ — средний размер запросов чтения с диска.

Гипотеза (1) получила экспериментальное подтверждение (коэффициент детерминации для выбранного приближения R^2 = 0,9). Поэтому время выполнения последовательности запросов чтения есть линейная функция трех переменных:

$$T^r = T^r\left(N^r_d, S^r_d, S^r_c\right) = N^r_d * t^r_0 + S^r_d / v^r_0 + S^r_c / v^r_c. \qquad (2)$$

Тестирование NTFS на различных аппаратных конфигурациях позволило сделать ряд важнейших выводов касательно коэффициентов модели (2) [2]:

– величина t^r_0 характеризует степень фрагментации запрашиваемых данных: математическое ожидание t^r_0 совпадает со средним временем поиска по диску (Average Seek Time, AST), обозначаемым производителем в спецификации устройства;

– величина v^r_0 представляет собой скорость передачи данных с пластин диска в его внутренний буфер (Internal Data Transfer Rate, IDTR), которая прямо пропорциональна скорости вращения пластин диска (Revolutions Per Minute, RPM), также указываемой производителем в специ-фикации устройства;

– величину v^r_c можно назвать эффективной скоростью чтения данных из кэша: значение не изменяется при тестировании на машинах с различными характеристиками RAM, хотя оно гораздо меньше предельной скорости чтения данных из памяти, заявляемой производителем.

В системе (3) приведены точные значения коэффициентов, полученные при моделировании с использованием диска SAMSUNG SV4002H [2].

$$\begin{cases} t^r_0 = 9 * 10^{-3}\ \text{с}, \\ 1/v^r_0 = 3 * 10^{-4}\ \text{с/КБ}, \\ 1/v^r_c = 1 * 10^{-6}\ \text{с/КБ}. \end{cases} \qquad (3)$$

Коэффициенты t^r_0 и v^r_0 соответствуют физическим характеристикам устройства, указанным в спецификации: среднее время поиска — 8,9 мс, скорость вращения — 5400 RPM (1 / IDTR $\approx$ $3*10^{-4}$ с/КБ).

На практике время выполнения последовательности запросов меняется от эксперимента к эксперименту при одинаковых условиях тестирования. Значит, характеристику производительности T^r необходимо рас-сматривать как случайную величину, зависящую от неслучайных переменных x^r_i, $i=\overline{1,k}$.

В задаче оценки производительности файловой системы значения x^r_i играют роль переменных параметров нагрузки, входящих в распределение величины T^r, т. е. k=3, $x^r_i = N^r_d$, $x^r_2 = S^r_d$, $x^r_3 = S^r_c$.

Таким образом, достоверность модели (2) можно проверить статистическим методом множественной регрессии:

$$E(T^r) = \beta^r_0 + \sum_{i=1}^{k} \beta^r_i * x^r_i.$$

При помощи критерия согласия Пирсона с уровнем значимости 5% в работе [2] было показано, что при фиксированных параметрах нагрузки T^r есть нормально распределенная случайная величина. Для определения коэффициентов регрессии использовалась выборка из n=14 независимо наблюденных точек (T^r_v, x^r_{1v}, x^r_{2v}, x^r_{3v}), $v=\overline{1,n}$. Каждый элемент выборки был получен в результате последовательного или произвольного чтения файлов из случайной директории. Причем степень фрагментации диска, а также доля кэшированных данных были различными для всех экспериментов.

Выяснилось, что при уровне значимости 5% значимыми являются только коэффициенты β^r_1, β^r_2, причем их значения в точности совпадают с величинами t^r_0, v^r_0, полученными ранее и имеющими конкретный физический смысл. Свободный член β^r_0 оказался не значимым, что подтвердило предыдущие результаты. Отсутствие влияния коэффициента $\beta^r_3 = 1/v^r_c$ можно объяснить небольшой размерностью выборки, а также тем, что чтение данных из кэша вносит сравнительно малый вклад в общее время выполнения последовательности запросов. Тем не менее, из практических соображений не стоит пренебрегать параметром нагрузки x^r_3. В случае, когда большая часть данных кэширована (например, на web-сервере), время чтения будет мало, однако отлично от нуля.

Резюмируя вышесказанное, математическую модель прогнозирования производительности файловой системы NTFS при нагрузке чтения можно записать в виде следующего линейного соотношения [2]:

$$T^r = \beta^r_1 * x^r_1 + \beta^r_2 * x^r_2 + \beta^r_3 * x^r_3, \quad (4)$$

где x^r_i — параметры нагрузки, β^r_i — коэффициенты модели.

Недостатками рассмотренного варианта модели являются следующие позиции:

1. Несмотря на то, что как следует из названия работы [2], построена модель нагрузки файловой системы NTFS при активном поиске данных, первые два коэффициента модели напрямую имеют отношение к физическим характеристикам НЖМД и только третий коэффициент, обратно пропорцио-нальный скорости чтения из кэша, косвенно указывает на использование файловой системы NTFS.

2. Если обратиться к рис. 1, то видно, что представленная модель учитывает временные задержки только механической подсистемы НЖМД, в то время как тракт прохождения считанных данных включает и электронные компоненты, размещенных как в гермоблоке, так и на плате электроники. Часть этих временных затрат учитывается вторым коэффициентом модели, а именно скоростью передачи данных с пластин диска в его внутренний буфер.

Поскольку гипотеза о линейности функции была доказана теоретически и подтвердилась экспериментально, то модель производительности НЖМД можно уточнить вводом дополнительного слагаемого:

$$T^r = \beta^r_1 * x^r_1 + \beta^r_2 * x^r_2 + \beta^r_3 * x^r_3 + \sum_{i=1}^{n} t_i, \quad (5)$$

где t_i — временная задержка, вносимая i-м электронным компонентом, $i=\overline{1,n}$, n — количество электронных компонентов, через которые проходят считанные данные.

Если на старых моделях жестких дисков каждому элементу на плате электроники соответствовала своя интегральная микросхема (ИМС), то более современные версии плат электроники строятся на двух-трех микросхемах: ИМС SOC (System On Chip, SOC), в состав которой входит микропроцессор, канал записи/чтения, опционально постоянное запоминающее устройство (ПЗУ). Отдельно могут быть представлены ИМС оперативного запоминающего устройства (ОЗУ), ИМС ПЗУ и ИМС управления шпиндельным двигателем и звуковой катушкой.

К сожалению, производители ИМС достаточно часто их характеристики не разглашают. Так компания Marvell, основной поставщик ИМС SOC для HDD компании Western Digital и некоторых других компаний, вообще не поставляет ни какой информации по этим микросхемам, поскольку значительная их часть задействована в процедурах аппаратного шифрования.

Данные пользователя перед записью на магнитные диски (МД), подвергаются ряду преобразований (рис. 3) [3].

При считывании кодированных таким образом данных происходит процесс декодирования, который также занимает какое-то время. Поскольку в большинстве случаев задержки, вносимые электронными компонентами, напрямую оценить нельзя в виду отсутствия на ИМС внятной документации, попробуем оценить их косвенно.

Рис. 3. Процесс кодирования данных перед записью на МД

В состав комплекса PC-3000, кроме технологических утилит, входит универсальная утилита, позволяющая осуществлять ряд текстов в различных режимах работы НЖМД.

НЖМД, который использовался в качестве тестируемого (SAMSUNG SV4002H) в работе [2], найти не удалось.

Наиболее близкий по характеристикам диск SAMSUNG HM121HC имеет другой форм-фактор (2,5 дюйма против 3,5), втрое больший объем (120 ГБ против 40), но ту же скорость вращения пластин — 5400 об/мин. Причем форм-фактор напрямую повлиял на скоростные характеристики системы позиционирования БМГ. Предположительно вследствие значительно меньших размеров постоянных магнитов и, значит, меньшей «мощности» магнитной системы, среднее время поиска возросло до 12,0 мс против 8,9 мс (в данном случае еще возможно и влияние объема МНИ). Другая характеристика — время перехода с дорожки на соседнюю дорожку — также увеличилась с 0,8 до 2,0 мс. Внутренняя скорость передачи данных диска SAM-SUNG HM121HC — 826 Мбит/с.

Комплексный тест универсальной утилиты, входящей в состав PC-3000, позволяет тестировать накопитель в режиме верификации, при котором осуществляется проверка только возможности считывания содержимого поверхности магнитных дисков без дальнейшей обработки содержимого секторов.

Перед тестированием накопителя было осуществлено зануление содержимого секторов, форматирование в файловой системе NTFS и заполнение всего объема жесткого диска файлами различного формата и длины.

Тестирование НЖМД в режиме верификации было осуществлено за 40 мин 17 с. Полное посекторное копирование диска SAMSUNG HM121HC с использованием комплекса PC-3000 и программы Data Extractor осуществлялось в течение 40 мин 46 с. Таким образом, разница между обработкой считанных данных только механической подсистемой и той же подсистемой вместе с электронными компонентами составляет 29 с.

Несмотря на то, что комплекс PC-3000 разворачивается «поверх» ОС Windows, работа комплекса с НЖМД осуществляется на аппаратном уровне. Считывание данных по умолчанию (независимо от режима) осуществляется блоками по 256 секторов. Следовательно, количество запросов на чтение всех блоков составляет x^r_1 = 234 441 648 / 256 = 915 788.

Поскольку при посекторном копировании чтение секторов осуществляется последовательно, начиная с нулевого цилиндра с постепенным продвижением к максимальному, первый коэффициент, а именно среднее время поиска, заменяем на время перехода с дорожки на соседнюю дорожку (с цилиндра на цилиндр), т. е. β^r_1 = 2 мс = 0,002 с. Внутренняя скорость передачи данных НЖМД составляет 826 Мбит/с или 826/8 = 103,25 МБ/с, т. е. значение второго коэффициента в формуле (5) равно β^r_2 = 1/103,25 = 0,0097 с/МБ. Поскольку снимается полная посекторная копия, то количество считанных данных составит x^r_2 = (234 441 648*512)/1024/1024 = 114 473,46 МБ.

Так как файловый хэш при чтении с НЖМД практически не задейство-ван [1], то третье слагаемое в (5) опускаем.

Таким образом, расчетное время получения полной копии:

$$T^r = \beta_1^r * x_1^r + \beta_2^r * x_2^r + \sum_{i=1}^{n} t_i = 0{,}002 * 915\,788 +$$

+ 0,0097 * 114 473,46 + 29 = 1831,576 + 1110,388 + 29 = = 2 970,964 с = 49,51 мин = 49 мин 30 с.

Полученное расчетное значение значительно превышает то, которое было получено в процессе снятия копии с использованием PC-3000. При этом в качестве времени перехода с дорожки на дорожку было взято время Seek Time Minimum (рис. 4) [4]. К сожалению, в спецификации на устройство, такая характеристика, как время перехода с дорожки на дорожку (Seek Time Track-to-Track, STTT), отсутствует. Так как время поиска включает в себя время успокоения головок и время ожидания момента, когда требуемый сектор окажется под магнитной головкой, можно предположить, что время перехода с дорожки на соседнюю дорожку меньше 2 мс.

Анализ различных источников указывает, что время перехода с дорожки на дорожку для НЖМД разных производителей лежит в пределах от 0,5 до 1,5 мс [5]. Если взять максимальное значение 1,5 мс и подставить его в выражение (5), то получим:

$$T^r = \beta_1^r x_1^r + \beta_2^r x_2^r + \sum_{i=1}^{n} t_i = 0{,}0015 * 915\,788 +$$

+ 0,0097 * 114 473,46 + 29 = 1 373,682 + 1110,388 + 29 = = 2 513,07 с = 41,88 мин = 41 мин 53 с.

Полное посекторное копирование диска SAMSUNG HM121HC с использованием комплекса PC-3000 и программы Data Extractor осуществлялось в течение 40 мин 46 с, т. е. разница составляет чуть более минуты, а именно 1 мин 07 с.

Для того, чтобы проверить, насколько адекватной является полученная модель производительно-

1-1. Functional Specification

		HM061GC	HM080GC	HM121HC	HM160HC
Storage Capacity	Formatted *1	60GB	80GB	120GB	160GB
Sector Length		512 Bytes			
Rotational Speed		5400 RPM ± 0.5%			
Seek Time	Minimum	2 ms			
	Average	12 ms			
	Maximum	22 ms			
Dimensions		69.85mm×100mm×9.5mm			
Weight		below 96g			
Data Transfer Rate		100MB / s (Max.)			
Buffer Size		8MB			
Mean Time Between Failure		MTBF(POH) 600,000 hours			

Рис. 4. Основные характеристики дисков SpinPoint M5P Series

сти дисковой подсистемы, были протестированы еще два накопителя такой же емкости, а именно HITACHI HTS543212L9A300 и FUJITSU MHW2120BH.

Оба накопителя имеют интерфейс SATA, скорость вращения пластин 5400 об/мин, но различные характеристики по внутреннему обмену данными и времени перехода с дорожки на дорожку. Перед тестированием оба накопителя были подготовлены аналогично НЖМД SAMSUNG, т. е. содержимое секторов было заполнено нулями, произведено форматирование в файловой системе NTFS, и на накопителях были размещены те же данные, что и ранее на диске SAMSUNG.

Для накопителя HITACHI HTS543212L9A300 время перехода с дорожки на дорожку 1,0 мс (β^r_1 = 0,001 с), внутренняя скорость передачи данных 674 Мбит/с = 84,25 МБ/с (β^r_2 = 1/84, 25 = 0,012 с/МБ), верификация осуществлена за 41 мин 49 с, а посекторное копирование за 42 мин 31 с.

$T^r = \beta^r_1 x^r_1 + \beta^r_2 x^r_2 + \sum_{i=1}^{n} t_i$ = 0,001 * 915 788 + + 0,012 * 114 473,46 + 42 = 915,788 + 1 373,68 + + 42 = 2 331,468 с = 38,86 мин = 38 мин 52 с.

Для накопителя FUJTSU MHW2120BH время перехода с дорожки на дорожку 1,5 мс (β^r_1 = 0,001 с), внутренняя скорость передачи данных 490,4 Мбит/с = 61,3 МБ/с (β^r_2 = 1/61, 3 = 0,016 с/МБ), верификация осуществлена за 1 ч 01 мин 20 с, а посекторное копирование за 1 ч 02 мин 06 с.

$T^r = \beta^r_1 x^r_1 + \beta^r_2 x^r_2 + \sum_{i=1}^{n} t_i$ = 0,0015 * 915 788 + + 0,016 * 114 473,46 + 46 = 1 373,682 + 1 867,43 + + 46 = 3 287,112 с = 54,78 мин = 54 мин 47 с.

Для наглядности исходные данные и полученные результаты сведены в таблицу (табл. 1).

Необходимо отметить, что данные, полученные на основании практических тестов, являются усредненными в виду того, что даже при проведении тестов на одном и том же компьютере в одной и той же конфигурации вследствие наличия нестабильных секторов могут достаточно значительно отличаться (до единиц и даже десятков секунд). При наличии подобного рода секторов микропроцессор предпринимает несколько попыток вычитать их содержимое, изменяя величину тока головки, смещая положение головки относительно центра дорожки в ту и другую сторону. Естественно, что каждая последующая попытка вычитать содержимое сектора требует полного оборота магнитных пластин для того, чтобы целевой сектор вновь начал взаимодействовать с элементом чтения.

Выводы

1. Имея информацию о модели целевого накопителя можно предварительно оценить потребное время на получение его полной посекторной копии с использованием скорректированной модели производительности дисковой подсистемы (5).

2. Учет временных затрат на обработку секторов электронными компонентами не привносит сколько-нибудь значительных корректив в конечный результат расчетов, в то время как незначительное изменение технических параметров механической подсистемы может оказать весьма серьезное влияние на конечный результат. Так, изменение времени перехода с дорожки на дорожку с 2,0 мс на 1,5 мс диска

Таблица 1.

Характеристики НЖМД

Характеристика\ НЖМД	SAMSUNG	HITACHI	FUJITSU
Модель	HM121HC	HTS543212L9A300	MHW2120BH
Емкость, Гбайт	120	120	120
Скорость вращения, об/мин	5400	5400	5400
Интерфейс	PATA	SATA	SATA
Internal Data Transfer Rate, МБ/с	103,25	84,25	61,3
Seek Time Track-to-Track, мс	1,5	1,0	1,5
Расчетное время копирования, мин	41,88	38,86	54,78
Практическое время копирования, мин	40,77	42,52	62,1
Разница между расчет-ным и практическим временами, мин	+1,11	-	-

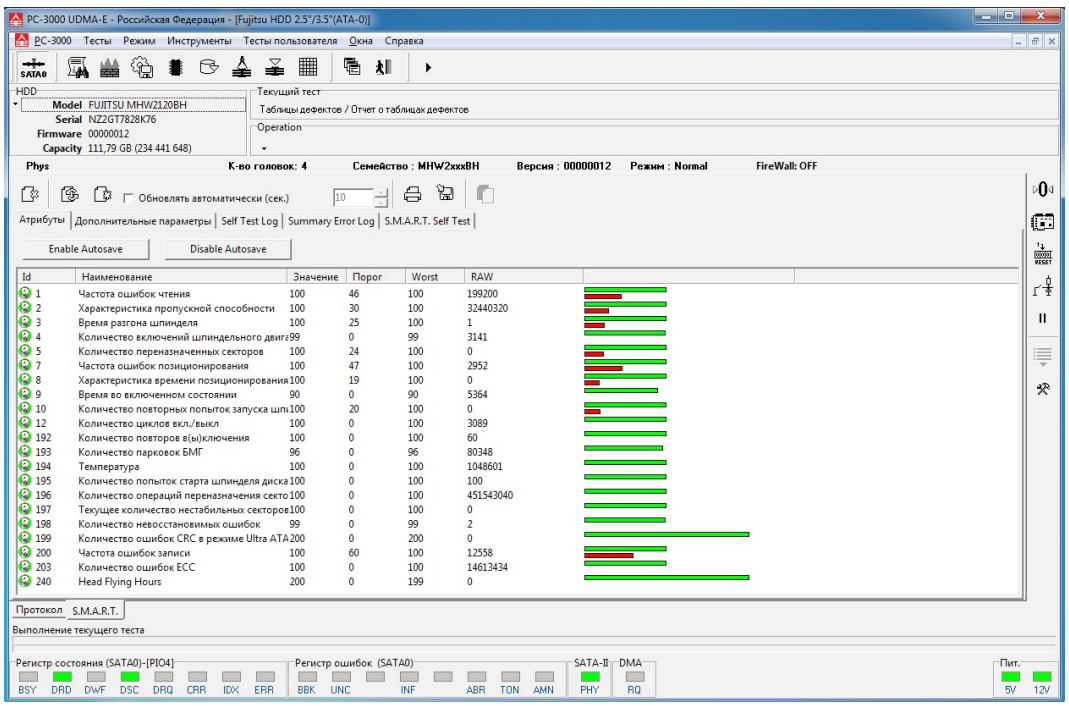


Рис. 5. Параметры S.M.A.R.T. FUJITSU MHW2120BH

SAMSUNG HM121HC позволило получить расчетное время копирования весьма близкое к практическому результату.

3. В виду наличия нестабильных секторов расчетное время копирования может значительно отличаться от того времени, которое затрачивается на реальное копирование. Такая ситуация характерна, например, для модели компании FUJITSU. Параметр номер 1 S.M.A.R.T. данного накопителя (рис. 5) указывает на наличие значительного количества ошибок чтения. Значение поля этого параметра RAW 199 200. Ошибки чтения требуют повторных обращений к сектору (и, следовательно, дополнительных затрат времени). Кроме того, в тех же параметрах S.M.A.R.T. отражено большое количество попыток переназначения секторов — параметр номер 196 имеет значение поля RAW 451 543 040, но попытки эти не были реализованы, т. к. другой параметр S.M.A.R.T. — номер 5, имеет значение поля RAW 0, но даже попытка переназначения требует временных затрат.

4. Из предыдущего пункта следует, что для того, чтобы расчетное время было близко к реальному, необходимо располагать не только информацией о модели НЖМД, но и о его техническом состоянии. Изу-

чение параметров S.M.A.R.T. может в какой-то степени помочь скорректировать расчетное значение времени копирования.

5. Для того, чтобы оценить время, необходимое для копирования данных произвольного объема, необходимо иметь информацию о том, какой объем подлежит копированию, и использовать формулу без корректировки, т. е. в качестве первого коэффициента модели β^{r}_{1} использовать среднее время поиска.

Литература

1. Производительность HDD- и SSD-дисков. [Электронный ресурс] – URL: https://1cloud.ru/blog/proizvoditelnost-diskov/ (дата обращения: 07.03.2021).

2. Нижник Е. И. Математическая модель нагрузки файловой системы NTFS при активном поиске дисковых данных. [Электронный ресурс] – URL: http://tekhnosfera.com/ matematicheskoe-modelirovanie-proizvoditelnosti-faylovyh-sistem (дата обращения: 07.03.2021).

3. Коженевский С. Взгляд на жесткий диск «изнутри»: Перезапись информации. – Киев: ООО «ЕПОС», 2006. – 120 с.

4. SAMSUNG HM061GC HM080GC HM121HC HM160HC SPINPOIN M5P SERIES HDD. [Электронный ресурс] — URL: https://elektrotanya.com/samsung_hm061gc_hm080gc_hm121hc_hm160hc_spinpoin_m5p_series_hdd.pdf/download.html (дата обращения: 16.09.2021).

5. Устройство и принцип работы жесткого диска. [Электронный ресурс] – URL: https://leally.ru/download-soft/ustroistvo-i-princip-raboty-zhestkogo-diska/ (дата обращения: 16.09.2021).

References

1. Proizvoditel'nost' HDD- i SSD-diskov [HDD and SSD Performance]. Available at: https://1cloud.ru/blog/proizvoditelnost-diskov/ (accessed 7 March 2021).

2. Nizhnik E. Matematicheskaya model nagruzki faylovoy sistemy NTFS pri aktivnom poiske diskovykh dannykh [Mathematical model of NTFS file system load in active disk data search]. Available at: http://tekhnosfera.com/matematiches-koe-modelirovanie-proizvoditelnosti-faylovyh-sistem (accessed 7 March 2021).

3. Kozhenevskiy S. Vzglyad na zhestkiy disk "iznutri": Perezapis' informatsii. – Kiev: OOO "EPOS", 2006. – p. 120.

4. SAMSUNG HM061GC HM080GC HM121HC HM160HC SPINPOIN M5P SERIES HDD. Available at: https://elektrotanya.com/samsung_hm061gc_hm080gc_hm121hc_hm160hc_spinpoin_m5p_series_hdd.pdf/download.html (accessed 16 September 2021).

5. Ustroystvo i printsip raboty zhestkogo diska [Hard Drive Device and Operating Principle]. Available at: https://leally.ru/download-soft/ustroistvo-i-princip-raboty-zhestkogo-diska/ (accessed 16 September 2021).

ШАМОНИН Евгений Дмитриевич, кандидат технических наук, доцент кафедры алгебры и фундаментальной информатики, Уральский федеральный университет имени первого Президента России Б.Н. Ельцина. 620002, Уральский федеральный округ, Свердловская область, Екатеринбург, ул. Мира, 19. E-mail: shamonined@mail.ru

SHAMONIN Evgeniy Dmitrievich, Candidate of Technical Sciences, Associate Professor of Algebra and Fundamental Informatics, Ural Federal University named after the first President of Russia B.N. Yeltsin. 620002, Ural Federal District, Sverdlovsk Region, Yekaterinburg, 19 Mira St. E-mail: shamonined@mail.ru