

# Оценка зависимости износа и скорости записи твердотельного накопителя от размера резервной области и размера блока

Снегова Е.А., Алисейчик П.А., Алексеев Д.В.

В данной работе производится оценка зависимости избыточности записи (Write Amplification) от размера резервной области памяти (Overprovision) твердотельного накопителя (SSD) при разных значениях числа секторов в блоке  $N$ . Сборка мусора, т.е. перезапись частично заполненных блоков производится в соответствии с жадным алгоритмом (Greedy Garbage Collection).

Получена более точная формула чем в [1], поскольку отсутствует предположение  $N \rightarrow \infty$ . Показано, что при фиксированном размере резервной области избыточность записи является монотонно возрастающей функцией от  $N$ .

**Ключевые слова:** избыточность записи, резервная область памяти, сборщик мусора, твердотельный накопитель.

## 1. Введение

Физическое пространство памяти SSD-накопителя состоит из блоков, каждый из которых состоит из одинакового количества страниц. Например, один блок типичного SSD-накопителя может содержать 512 страниц, при этом каждая страница может иметь объем 16 Кб. Единицей записи является страница, в то время как единицей стирания является многостраничный блок.

В силу ограничений технологии SSD, для того, чтобы записывать новые данные на страницу, страница должна быть очищена, т.е. предварительно требуется стереть весь блок, к которому она относится. Поэтому обновление данных, записанных во флеш-память происходит путем записи обновленных данных в новую область, причем область, в которую была записана старая версия подвергается процессу *инвалидации*,

т.е. страницы, содержащие старые данные помечаются как *невалидные*. Изначально все страницы считаются валидными. *Валидностью блока* называют количество содержащихся в нем валидных страниц.

При этом контроллер хранит и постоянно обновляет таблицу соответствия логических адресов физическим. Со временем количество невалидных страниц растет, а валидность блоков, соответственно, уменьшается. Контроллер периодически проводит стирание блоков, чтобы освободить место для записи. В процессе стирания производится копирование всех действительных (т.е. не подвергшихся инвалидации ранее) страниц в стираемом блоке.

Эффективность этого процесса стирания может существенно повлиять на производительность памяти, в частности, за счет дополнительного копирования может снизиться пропускная способность. Это явление называют *эффектом избыточной записи*. Избыточность записи определяется как среднее значение числа записей на SSD (в секторах), приходящееся на один сектор пользовательского запроса на запись. Избыточность записи влияет как на скорость записи, так и на износ физического носителя.

Для хранения повторно записанных страниц используется резервная область памяти — та часть физического пространства SSD, которая не доступна пользователю. Ее размер измеряется как отношение разницы размера физического пространства и логического пространства к логическому пространству (все составляющие этой формулы измеряются в секторах или байтах).

Задача оценки зависимости избыточности записи (Write Amplification, далее обозначается как  $W$ ) от размера резервной области памяти (Overprovision, далее обозначается как  $R$ ) твердотельного накопителя (SSD) при разных значениях числа секторов в блоке  $N$  возникла при программировании контроллера реального SSD-устройства. Предполагалось, что данный функционал должен работать с различными видами SSD-устройств, в частности, отличающимися числом секторов в блоке  $N$ . Таким образом, данная формула призвана проверить, что контроллер работает оптимальным образом, позволяя на случайном равномерно-распределенном в логическом пространстве потоке запросов получать минимально возможное значение избыточности записи.

В работе [6] была предложена вероятностная аналитическая модель для сборщика мусора со скользящим окном, был представлен метод вычисления избыточности записи. В [2] был получен результат, в котором зависимость избыточности записи от размера резервной области исходя

из предположения, что валидность блока равномерно распределена на отрезке  $[v_{min}, N]$ , где  $v_{min}$  — это минимальная валидность блока (блок с такой валидностью попадает в GC при жадном алгоритме "сборки мусора"), а  $N$  — число секторов в блоке. Полученная оценка избыточности записи не зависит ни от  $v_{min}$ , ни от  $N$ . В работах [4] и [8] независимо был получен аналогичный результат в предположении, что распределение валидности зависит от числа валидных страниц, что более точно соответствует действительности. Во всех этих работах используется сборщик мусора, использующий жадный алгоритм. В работе [1] получена оценка  $W(R)$  с использованием функции Ламберта. Эта оценка также не зависит от  $N$ , но является наиболее близкой к полученной в настоящей статье оценке  $W(R, N)$ , так как при  $N \rightarrow \infty$   $W(R, N)$  сходится к оценке  $W(R)$  из [1].

## 2. Постановка задачи и результат

Далее опишем типичный упрощенный алгоритм работы флеш-контроллера. Память флеш контроллера состоит из трех основных компонент.

- 1) кэш объемом не менее одного блока;
- 2) таблица  $\text{Block}(\text{lsa})$ , в которой каждому логическому сектору ( $\text{lsa}$ ) сопоставлен физический номер блока, в который он записан, или сопоставлено число  $-1$ , если данный сектор не используется;
- 3) таблица валидности блоков  $\text{Validity}(\text{block})$ , в которой каждому блоку сопоставлена его валидность, то есть число таких секторов ( $\text{lsa}$ ), у которых  $\text{Block}(\text{lsa}) = \text{block}$ .

Таблицы контроллера  $\text{Block}(\text{lsa})$  и  $\text{Validity}(\text{block})$  по сути составляют *систему трансляции адресов* (Flash Translation Layer, FTL).

Типичный алгоритм контроллера выглядит следующим образом. От управляющего устройства поступает запрос на запись последовательного участка логических секторов. Постепенно эти сектора попадают в кэш. При этом «старые» данные записанные в данном логическом секторе становятся невалидными, поэтому значение  $\text{Validity}(\text{Block}(\text{lsa}))$  уменьшается на единицу, а затем  $\text{Block}(\text{lsa})$  присваивается значение  $-1$ .

Если в кэше оказалась хотя бы одна полная страница, то происходит запись данных из кэша на SSD. Для этого либо берется текущий открытый блок и записывается следующая подряд идущая страница, либо

сначала ищется пустой блок, объявляется текущим открытым блоком, а затем в него записывается первая страница.

Обозначим текущий открытый блок как  $cur\_block$ . Тогда для каждого сектора  $lsa$ , поступившего из кэша на SSD, таблицы FTL меняются следующим образом:  $Block(lsa) = cur\_block$ ,  $Validity(cur\_block)+ = 1$ .

Поиск пустого блока — задача части контроллера под названием сборщик мусора (Garbage Collector). В настоящей статье рассматривается "жадный алгоритм" GC, при котором GC берет блок с наименьшей валидностью и все валидные данные помещает к кэш, а сам блок стирает, освобождая для новых записей.

Очевидно, что такой алгоритм работы контроллера возможен только в ситуации, когда объем памяти SSD (физическое пространство) превышает совокупный объем логического пространства.

Ниже приводится оценка избыточности записи  $W$  от объема резервной памяти  $R$  и числа секторов в блоке  $N$ . Верны следующие оценки:

- 1) Пусть  $R_k = \frac{N}{N-k} * [\frac{1}{k+1} + \dots + \frac{1}{N}] - 1$  ( $k = 0, \dots, N-1$ ), тогда

$$W(R_k) = \frac{N}{N-k}.$$

- 2) При  $R \in [R_{k+1}, R_k]$  выполнено равенство

$$\frac{R - R_{k+1}}{R_k - R_{k+1}} = \frac{W - W_{k+1}}{W_k - W_{k+1}},$$

то есть  $W$  линейно зависит от  $R$ .

- 3) Если  $R > \frac{1}{2} + \dots + \frac{1}{N}$ , то  $W = 1$ .

При разных значениях  $N$  зависимость  $W(R)$  выглядит следующим образом (см. рис. 1-3):

*Замечание:* при  $N \rightarrow \infty$  приведенная выше оценка  $W(R, N)$  сходится к оценке  $W(R)$  из [1].

### 3. Оценка зависимости $W(R, N)$ в узловых точках

Обозначим логическое пространство за единицу, а физическое — за  $1+R$ . Без ограничения общности, будем считать, что размер сектора совпадает с размером страницы. Данное предположение упрощает выкладки, но никак не влияет на полученный результат. Кроме того, будем считать, что в одну единицу времени приходит одно из следующих двух событий:

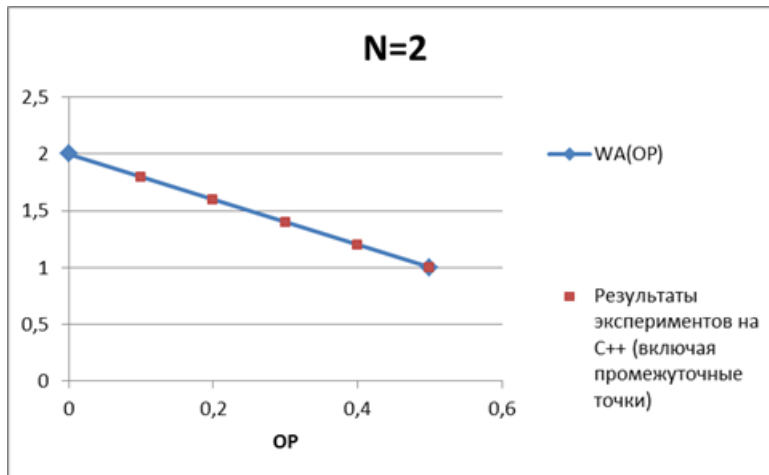


Рис. 1.

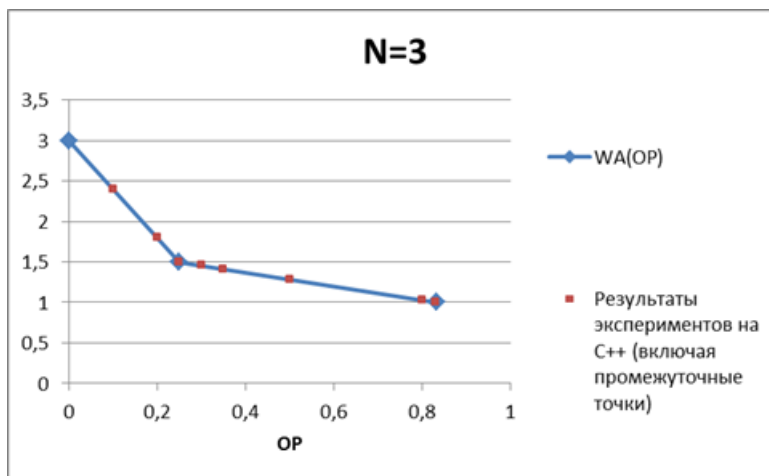


Рис. 2.

- 1) Выполнение одного запроса на запись.

Поступает один запрос (то есть соответствующие данные попадают в кэш) и происходит инвалидация "старых" данных (изменение таблиц Validity и Block). Кроме того, если в кэше набралась одна страница секторов, то она записывается на SSD (в физическое пространство) в тот же самый момент времени.

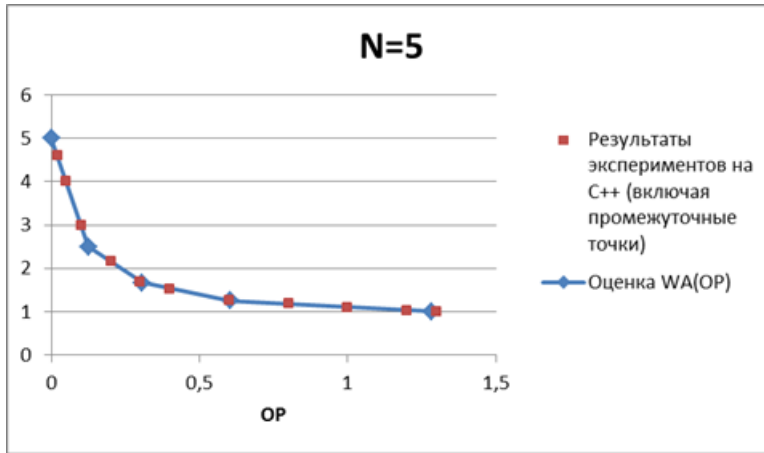


Рис. 3.

- 2) Работа GC — "превращение блока с минимальной валидностью в блок с валидностью  $N$ ".

Если в физическом пространстве не осталось больше свободного места, то есть записанная на предыдущем шаге страница была последней в открытом блоке, то GC ищет блок с минимальной валидностью, все валидные данные переписывает в кэш, блок очищает и объявляет его новым открытым блоком. В случае если минимальная валидность не нулевая, то в кэше оказывается минимум один сектор. Тогда все данные из кэша переписываются в физическое пространство, частично заполняя новый открытый блок.

Пусть  $k$  — минимальная валидность,  $C$  — скорость, с которой GC "превращает" блок с минимальной валидностью в блок с валидностью  $N$ .  $X_n$  — это доля блоков с валидностью  $n$  в общем числе блоков, составляющих физическое пространство, то есть верно, что

$$X_{k+1} + X_{k+2} + \dots + X_N = \frac{1 + R}{N}. \quad (1)$$

Используем предположение о равномерности распределения пользовательских запросов в логическом пространстве. Вероятность увеличения числа блоков с валидностью  $n = k + 1, \dots, N - 1$  равна произведению числа блоков с валидностью  $n + 1 - X_{n+1}$ , и размеру блоков с валидностью  $n + 1$ , то есть самому числу  $n + 1$ . Аналогично, вероятность уменьшения числа блоков размера  $n$  равна произведению числа блоков с валидностью

$n - X_n$  и размеру блока  $n$ . Таким образом,

$$X'_n = X_{n+1}(n+1) - X_n \cdot n.$$

Уравнения, описывающие работу системы:

$$\begin{aligned} X'_k &= X_{k+1}(k+1) - C \\ X'_{k+1} &= X_{k+2}(k+2) - X_{k+1} \cdot (k+1) \\ &\dots \\ X'_N &= C - X_N \cdot N. \end{aligned} \quad (2)$$

В равновесной ситуации верно, что

$$X'_k = X'_{k+1} = \dots = X'_N = 0. \quad (3)$$

Кроме того,  $X_k = 0$ , так как если  $X_k > 0$ , то с ненулевой вероятностью  $k - 1$  будет минимальной валидностью, что противоречит нашему изначальному предположению. Из (1), (2) и (3) следуют условия на  $R$ , при котором минимальная валидность блока равняется  $k$ :

$$R = \frac{N}{N-k} * \left[ \frac{1}{k+1} + \dots + \frac{1}{N} \right] - 1, \quad (4)$$

$W$  в этом случае определяется следующим образом:

$$W = \frac{N}{N-k}.$$

#### 4. Оценка завистности $W(R, N)$ в промежуточных точках

Осталось показать, что в промежуточных точках зависимость  $W(R, N)$  линейно по  $R$  при фиксированном  $N$ .

Перепишем уравнения, описывающие работу системы для случая, когда минимальная валидность может равняться  $k$  или  $k + 1$ .

$$\begin{aligned} \frac{\Delta X_k}{\Delta t} &= X_{k+1}(k+1) - C * I_{X_k \neq 0} \\ \frac{\Delta X_{k+1}}{\Delta t} &= X_{k+2}(k+2) - X_{k+1} * (k+1) - C * I_{X_k = 0} \end{aligned}$$

$$\frac{\Delta X_{k+2}}{\Delta t} = X_{k+3}(k+3) - X_{k+2} * (k+2)$$

....

$$\frac{\Delta X_N}{\Delta t} = C - X_N * N$$

Пусть в  $\alpha$  — доля случаев, когда минимальная валидность блока  $k$ , а в  $1 - \alpha$  случаях - минимальная валидность  $k + 1$ ,  $\alpha \in [0, 1]$ .

Тогда

$$C = \frac{1}{N - k - (1 - \alpha)},$$

$$W = \frac{N}{N - k - (1 - \alpha)}.$$

$$X_{k+1} + X_{k+2} + \dots + X_N = \frac{1 + R}{N} \Rightarrow$$

$$\frac{1}{N - k - (1 - \alpha)} * \left[ \frac{\alpha}{k+1} + \frac{1}{k+2} \dots + \frac{1}{N} \right] = \frac{1 + R}{N}, \quad (5)$$

откуда следует, что

$$\alpha = \frac{\left[ \frac{1}{k+2} + \dots + \frac{1}{N} \right] * N - (N - k - 1) * (1 + R)}{1 + R - \frac{N}{k+1}},$$

$$W = \frac{N * \left[ 1 + R - \frac{N}{k+1} \right]}{(N - k - 1) * \left[ -\frac{N}{k+1} \right] + \left[ \frac{1}{k+2} + \dots + \frac{1}{N} \right] * N},$$

то есть уравнение линейно по  $R$ .

## 5. Заключение

Полученные оценки были проверены путем симуляции работы твердотельного накопителя. Показано, что в случае конечного числа секторов они являются более точными, чем оценка из [2].

В дальнейшем планируется обобщение полученного результата на случай неравномерного распределения частоты обновления данных. Т.е. когда данные делятся на "горячие" (т.е. часто обновляемые) и "холодные" (редко обновляемые).



## Список литературы

- [1] Stoica R., Ailamaki A. Improving flash write performance by using update frequency //Proceedings of the VLDB Endowment. – 2013. – Т. 6. – №. 9. – С. 733-744.
- [2] Agarwal R., Marrow M. A closed-form expression for write amplification in NAND flash //GLOBECOM WorkshRs (GC Wkshps), 2010 IEEE. – IEEE, 2010. – С. 1846-1850.
- [3] Sah C. T. Fundamentals of solid state electronics. – World Scientific Publishing Company, 1991.
- [4] Desnoyers P., Analytic modeling of SSD write performance // SYSTOR '12 Proceedings of the 5th Annual International Systems and Storage Conference, Article No. 12
- [5] Desnoyers P., Analytic Models of SSD Write Performance // ACM Transactions on Storage, 2012.
- [6] Hu X.-H., Eleftheriou E. , Haas R., Iliadis I., Pletka R. Write Amplification Analysis in Flash-Based Solid State Drives // SYSTOR, 2009.
- [7] Yang Y., Zhu J., Analytical modeling of garbage collection algorithms in hotness-aware flash-based solid state drives // Mass Storage Systems and Technologies (MSST), 2014, 30th Symposium on.
- [8] Xiang L., Kurkoski B.M., An improved analytic expression for write amplification in NAND flash // Computing, Networking and Communications (ICNC), 2012 International Conference on
- [9] Wang W.-N., A simplified Model of Write Amplification for Solid State Drives Adopting Page level Address Translation Mechanism // ICEEAC, pp.2156-2160, 2010.

**The estimation of dependency SSD wear level and write speed on  
overprovision and block size  
Snegova E.A., Aliseychik P.A., Alexeev D.V.**

This paper is devoted to estimation of SSD write amplification dependency on  $R$  — overprovision and  $N$  — number of sectors in a block. Garbage collector uses greedy algorithm.

More precise formula than in[1] is obtained because it does not depend on  $N \rightarrow \infty$  assumption. Proved that for fixed overprovisioning the write amplification is monotonic increasing function of  $N$ .

*Keywords:* Write amplification, overprovision, SSD, garbage collector.