ТРУДЫ

X ЮБИЛЕЙНОГО СИМПОЗИУМА

ПО НЕПАРАМЕТРИЧЕСКИМ И РОБАСТНЫМ СТАТИСТИЧЕСКИМ МЕТОДАМ В КИБЕРНЕТИКЕ

Профессор Томского госуниверситета
Феликс Петрович Тарасенко

УДК 519.62
ББК 32.973
Т 782

Т 782 **Труды X юбилейного симпозиума по непараметрическим и робастным статистическим методам в кибернетике.** — Томск: Изд-во НТЛ, 2004. — 224 с.

Издание посвящено 70-летию заслуженного деятеля науки и техники РФ, профессора Томского государственного университета, бессменному руководителю оргкомитета проводимых симпозиумов – Феликсу Петровичу Тарасенко. В труды симпозиума включены работы, написанные на основе отобранных оргкомитетом докладов, посвященных задачам математической статистики, теории вероятностей и их применению в решении проблем финансовой и актуарной математики, автоматического управления, теории информации, распознавания образов и других задач кибернетики.

Для научных сотрудников, а также студентов старших курсов соответствующих специальностей.

УДК 519.62
ББК 32.973

Содержание

$for\ j := 1\ to\ NVars - 1\ do$

$x2 := x2 + (ObsFreq(i, j) - ExpFreq(i, j))^2 / ExpFreq(i, j);$

$df := (NCases - 1) * (NVars - 2);\ p := 1 - ichi2(x2, df);$

$fi := sqrt(x2/n);\ c := sqrt(x2/(x2 + n));$

$Dim\ Out(6);$

$Out(1) := n;\ Out(2) := df;\ Out(3) := x2;$

$Out(4) := fi;\ Out(5) := c;\ Out(6) := p;$

$Scroll3 := NewScrollsheet(1, 6, Out,$

$"2 - Way\ Summary\ Table:\ Pearson\ Chi - square",$

$"PearsonChi - square",$

$"n|d.f.|Chi - square|fi - coeff.|contingancy\ \ coeff.|p - level");$

$DisplayMessageBox(MB\_OK, 'Message\ Box', 'Done!!!');$

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Афифи А., Эйзен С.* Статистический анализ: Подход с использованием ЭВМ / Пер. с англ. М.: Мир, 1982. 488 с.

С.П. Сущенко, М.С. Сущенко

О быстродействии многоуровневой памяти неблокирующего типа

Предложена модель влияния параметра глубины неблокируемости кэша на операционные характеристики двухуровневой памяти. Функционирование иерархической памяти описывается работой двухфазного конвейера, на первой фазе которого выполняется обращение к кэш-памяти, а на второй в случае промаха – доступ к оперативной памяти. Работа второй фазы конвейера моделируется марковской системой массового обслуживания с многоэтапным обслуживанием и дискретным временем.

1. Введение

Важнейшим элементом вычислительных систем является подсистема многоуровневой памяти. Разрыв скорости обработки данных в центральном процессоре и скорости доступа к адресуемым операндам в оперативной памяти современных компьютеров составляет 2-3 порядка. Очевидно, что высокое быстродействие вычислительной системы в значительной мере определяется организацией ее многоуровневой памяти.

Главными требованиями, которым должна удовлетворять подсистема памяти, являются достаточно большая емкость, высокое быстродействие и экономическая эффективность с точки зрения технической реализации [1, 2]. Желательно также, чтобы при минимальных физических размерах память обладала как можно большей информационной емкостью. Удовлетворить все эти требования одновременно в одном устройстве невозможно, поэтому обычно комбинируют несколько запоминающих устройств с различными параметрами, добиваясь создания комплексного решения с требуемыми характеристиками. Обычно виртуальная память является средством обеспечения большой информационной емкости, а буферная память (кэш) – средством повышения быстродействия подсистемы памяти.

Как правило, различные уровни иерархической памяти работают асинхронно, поэтому между ними предусмотрены буферные устройства, которые позволяют параллельно выполнять операции доступа к различным уровням. Одним из параметров подсистемы памяти, определяющих ее операционные характеристики, является глубина неблокируемости кэша (емкость межуровнего буферного устройства). Данный параметр задает потенциально достижимую степень параллелизма выполнения совокупности транзакций доступа к различным уровням иерархической памяти.

2. Принципы функционирования и модель кэша неблокирующего типа

Рассмотрим двухуровневую память, имеющую кэш неблокирующего типа с обратной записью [1, 2]. Будем полагать, что процессором порождается неограниченный поток обращений к подсистеме памяти. Процесс функционирования многоуровневой памяти с кэшем неблокирующего типа может быть описан работой двухстадийного конвейера. На первой фазе конвейера выполняется обращение к кэш-памяти. Полагаем, что обращения происходят к различным блокам кэш-памяти. Длительность этой фазы равна времени доступа к кэшу t. При попадании адресуемого объекта в кэш выполняется следующий запрос к иерархической памяти. В случае промаха одновременно происходит обработка текущего запроса на второй фазе – фазе доступа к оперативной памяти и следующей транзакции – на первой фазе. Таким образом, факт обработки транзакции доступа к иерархической памяти на второй фазе является случайным событием. Время обработки транзакции на второй фазе T в $K \geq 2$ раз превышает время обращения к кэш-памяти t. При глубине неблокируемости $N > 1$ подсистема многоуровневой памяти имеет буфер емкости N для хранения запросов к оперативной памяти, которые последовательно обрабатываются элементами управления памятью на второй фазе конвейера. Если количество таранзакций, обрабатываемых в фазе обращения к оперативной памяти, совпадает с N, то кэш-память оказывается заблокированной. В заблокированном состоянии первая стадия конвейера не работает. Разблокирование первой фазы наступает при завершении обработки одной транзакции на второй фазе конвейера.

Для описания процесса обработки запросов к двухуровневой памяти с глубиной блокировки, равной N, будем моделировать стадию доступа к оперативной памяти марковской системой масового обслуживания (СМО) с дискретным временем и K-этапным обслуживающим прибором [3] с детерминированным временем обслуживания. Длительность цикла дискретной СМО составляет время t. Время между поступлениями заявок (транзакций обращения к оперативной памяти) кратно t и имеет геометрическое распределение с параметром, равным вероятности промаха R.

Считаем, что доступ к многоуровневой памяти выполняется только на чтение или только на запись. Будем полагать, что в каждом такте выполняется обращение к кэш-памяти (при незаблокированной первой фазе конвейера) и с вероятностью промаха R в СМО поступает заявка с временем обработки T, равным трудоемкости выполнения K этапов СМО длительности t. Поскольку обработка различных запросов к оперативной и кэш-памяти выполняется параллельно, то цепь Маркова, описывающая динамику количества этапов обработки совокупности заявок на доступ к оперативной памяти, будет содержать KN состояний. Номер состояния цепи Маркова соответствует количеству этапов обслуживания транзакций доступа к оперативной памяти, накопленных в СМО. Вероятность того, что в стационарном режиме система находится в состоянии k, обозначим через P_k, $k = \overline{0, NK-1}$. Заблокированным соответствует множество состояний $i = \overline{K(N-1)+1, KN-1}$, в которых СМО содержит N транзакций. Переходные вероятности цепи Маркова имеют вид

$$\Pi_{ij} = \begin{cases} R, & i = 0,\ j = K; \\ R, & i = \overline{1, K(N-1)},\ j = i + K - 1; \\ 1 - R, & i = \overline{1, K(N-1)},\ j = i - 1; \\ 1, & i = \overline{K(N-1)+1, KN-1},\ j = i - 1. \end{cases}$$

Система уравнений равновесия для вероятностей состояний P_i, $i = \overline{0, NK-1}$, стационарного режима функционирования дискретной

СМО, описывающей процесс доступа к иерархической памяти, для произвольной конечной глубины неблокируемости $N \geq 2$ и целочисленного отношения времен обращения к оперативной памяти и кэш-памяти $K \geq 2$ записывается следующим образом:

$$\begin{cases} P_0R = P_1(1-R); \\ P_i = P_{i+1}(1-R), \ i = \overline{1, K-1}; \\ P_K = P_{K+1} + (P_0 + P_1)R, \ N = 2; \\ P_K = P_{K+1}(1-R) + (P_0 + P_1)R, \ N > 2; \\ P_i = P_{i+1}(1-R) + P_{i-K+1}R, \ i = \overline{K+1, (N-1)K-1}; \\ P_i = P_{i+1} + P_{i-K+1}R, \ i = \overline{(N-1)K, NK-2}; \\ P_{NK-1} = P_{(N-1)K+1}R. \end{cases} \quad (1)$$

Важнейшими операционными характеристиками иерархической памяти являются вероятность блокировки кэш-памяти, среднее время доступа и пропускная способность. Вероятность блокировки определяется суммой вероятностей состояний, в которых на фазе доступа к оперативной памяти (в СМО) выполняется обработка N транзакций:

$$Q(N,K) = \sum_{i=(N-1)K+1}^{NK-1} P_i. \quad (2)$$

Среднее время доступа к адресуемым объектам складывается из времени разблокирования кэш-памяти, времени обращения к кэшу и времени обращения к оперативной памяти (при промахе в кэш):

$$\overline{T}(N,K) = t\left\{\sum_{i=(N-1)K+1}^{NK-1} (i-(N-1)K)P_i + 1 + R\sum_{i=1}^{NK-1} iP_i\right\}. \quad (3)$$

Пропускная способность определяется количеством транзакций доступа к многоуровневой памяти, обработанных за время $\overline{T}(N,K)$. С учетом (3) данное определение можно записать в виде

$$C(N,K) = \frac{1}{Kt} + \frac{K(1-R)-1}{K\overline{T}(N,K)}. \quad (4)$$

3. Вероятностно-временные характеристики

При $N = 2$ и конечном $K \geq 2$ решение системы уравнений равновесия (1) с учетом условия нормировки вероятностей P_i, $i = \overline{0, 2K-1}$, принимает вид

$$P_i = P_0\frac{R}{(1-R)^i}, \quad i = \overline{1, K};$$

$$P_{K+i} = P_0 \frac{R^2}{(1-R)^K} \sum_{j=0}^{K-i-1} (1-R)^j, \quad i = \overline{1, K-1};$$

$$P_0 = \frac{(1-R)^K}{1 + R^2 \sum\limits_{j=0}^{K-2} (K-j-1)(1-R)^j}.$$

Операционные характеристики (2) – (4) при этом определяются зависимостями

$$Q(2,K) = \frac{R^2 \sum\limits_{j=1}^{K-1} (K-j)(1-R)^{j-1}}{1 + R^2 \sum\limits_{j=0}^{K-2} (K-1-j)(1-R)^j}, \quad \overline{T}(2,K) = t +$$

$$+t\left(R^2 \sum_{j=0}^{K-1} \frac{1+K-j}{2}(K-j)(1-R)^j + R^3 \sum_{j=1}^{K-1} \frac{3K+1-j}{2} \times\right.$$

$$\left.\times (K-j)(1-R)^{j-1}\right) \Big/ \left(1 + R^2 \sum_{j=0}^{K-2} (K-1-j)(1-R)^j\right).$$

Для $K = 2$ и конечной глубины неблокируемости $N \geq 2$ решением (1) являются соотношения

$$P_1 = P_0 \frac{R}{1-R}; \; P_i = P_0 \frac{R^{i-1}}{(1-R)^i}, \; i = \overline{2, 2N-2};$$

$$P_{2N-1} = P_0 \left(\frac{R}{1-R}\right)^{2N-2}; \; P_0 = \frac{(1-R)^{2N-2}}{R^{2N-2} + \sum\limits_{j=0}^{N-2} R^{2j}(1-R)^{2(N-j-2)}}.$$

В случае неограниченного N стационарное состояние существует при $R < 1/2$, и решение системы уравнений равновесия принимает вид

$$P_0 = 1 - 2R, \; P_1 = (1-2R)\frac{R}{1-R}, \; P_i = (1-2R)\frac{R^{i-1}}{(1-R)^i}, \; i \geq 2.$$

Операционные показатели для $N = \infty$ описываются соотношениями

$$Q(\infty, 2) = 0, \; \overline{T}(\infty, 2) = t\left(1 + R^2 \frac{3-4R}{1-2R}\right),$$

$$C(\infty, 2) = \frac{1}{2t} + \frac{[2(1-R)-1](1-2R)}{2t[1-2R+R^2(3-4R)]}.$$

При $N = 3$ и $K \geq 2$ решение (1) имеет вид

$$P_i = P_0 \frac{R}{(1-R)^i}, \; i = \overline{1, K};$$

$$P_i = P_0 \frac{R}{(1-R)^i}[1-(1-R)^{K-1}(1+R(i-K-1))], \; i = \overline{K+1, 2K};$$

$$P_{3K-i} = \frac{P_0 R^2}{(1-R)^{2K}} \sum_{j=0}^{i-1} (1-R)^j [1-(1-R)^{K-1}(1+R(K-1-j))],$$

$$i = \overline{1, K-1};$$

$$P_0 = (1-R)^{2K} \Bigg/ \Bigg\{ (1-R)^K + R \sum_{i=0}^{K-1} (1-R)^{K-1-i}[1-(1-R)^{K-1} \times$$

$$\times (1+iR)] + R^2 \sum_{i=1}^{K-1} \frac{K-i}{(1-R)^{1-i}}[1-(1-R)^{K-1}(1+(K-i)R)] \Bigg\}.$$

Для глубины неблокируемости $N = 4$ и произвольного $K \geq 2$ решение (1) записывается следующим образом:

$$P_i = P_0 \frac{R}{(1-R)^i}, \; i = \overline{1, K};$$

$$P_i = P_0 \frac{R}{(1-R)^i}[1-(1-R)^{K-1}(1+R(i-K-1))], \; i = \overline{K+1, 2K};$$

$$P_i = P_0 \frac{R}{(1-R)^i} \Bigg\{ 1-(1-R)^{K-1}[1+R(i-K-1)]+$$

$$+(i-2K)R(1-R)^{2(K-1)} \left[1 + R\frac{i-2K-1}{2} \right] \Bigg\}, \; i = \overline{2K+1, 3K};$$

$$P_{4K-i} = \frac{P_0 R^2}{(1-R)^{3K}} \sum_{j=0}^{i-1} (1-R)^j \Bigg\{ 1-(1-R)^{K-1}(1+R(2K-j-1))+$$

$$(K-j)R(1-R)^{2(K-1)} \left[1 + R\frac{K-j-1}{2} \right] \Bigg\}, \; i = \overline{1, K-1};$$

Вероятность P_0 находится из условия нормировки.

Численные исследования операционных характеристик показывают, что при заданной вероятности промаха в кэш-памяти пропущенный по системной шине поток транзакций доступа к адресуемым объектам оперативной памяти растет с увеличением глубины неблокируемости, а среднее время выборки операндов и команд из иерархической памяти падает.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Кохонен Т.* Ассоциативные запоминающие устройства. М.: Мир, 1982.
2. *Мотоока Т., Томита С., Танака Х. и др.* Компьютеры на СБИС: В 2-х кн. / Пер. с япон. М.: Мир, 1988. Кн. 1. 392 с.
3. *Клейнрок Л.* Теория массового обслуживания. М.: Машиностроение, 1979.

О.В. Шестернева

Об использовании уравнения Винера–Хопфа для идентификации линейных динамических систем в условиях пассивного эксперимента [1]

Работа посвящена вопросам идентификации линейной динамической системы в условиях нормальной эксплуатации объекта.

1. Введение

В работе рассматривается задача идентификации в "широком" смысле в условиях непараметрической неопределенности, то есть в случае, когда структуру объекта с точностью до набора параметров определить невозможно. Актуальность разработки непараметрических методов и алгоритмов идентификации определяется тем фактом, что постановка задач идентификации в "широком" смысле преобладает во множестве практических приложений. Зачастую исследователю приходится сталкиваться с малоизученными процессами и объектами, структура моделей для которых неизвестна. Вследствие этого на современном этапе активно разрабатываются подходы к идентификации динамических систем в условиях неопределенности. Одним из таких подходов является использование непараметрических методов теории идентификации. Непараметрический подход к идентификации ЛДС подразумевает представление линейной системы в виде интеграла Дюамеля с последующим непараметрическим оцениванием весовой функции системы.

[1] Работа выполнена при поддержке Красноярского краевого фонда наук.