

Курс kiev-clrs – Лекция 7. Хэширование.
Хэш-функции

Иван Веселов

2009 г.

Содержание

1	План лекции	2
2	Задача “таблица символов”	2
3	Таблица с прямой адресацией	3
4	Хэширование	3
5	Разрешение коллизий с помощью цепочек	4
5.1	Анализ	4
6	Выбор хэш-функции	5
6.1	Метод деления	6
6.2	Метод умножения	6
7	Разрешение коллизий с помощью открытой адресации	7
8	Стратегии исследования	8
8.1	Линейная стратегия	8
8.2	Двойное хэширование	8
8.3	Анализ	9

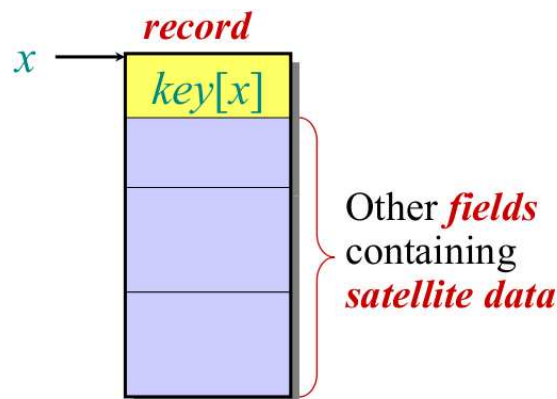
1 План лекции

- Таблицы с прямой адресацией
- Коллизии. Разрешение коллизий при помощи цепочек
- Выбор хэш-функций
- Хэширование с открытой адресацией

2 Задача “таблица символов”

Мы познакомимся с техникой хэширование на примере задачи, которая возникает при написании компилятора – создание и поддержка таблицы символов.

Пусть таблица символов S содержит n записей.



Операции, необходимые для таблицы символов:

1. Insert(S, x): $S \leftarrow S \cup \{x\}$
2. Delete(S, x): $S \leftarrow S - \{x\}$
3. Search(S, k): возвращает x если $key[x] = k$
или nil если нет такого x

Множество, которое можно изменять с помощью Insert/Delete называется *динамическим*.

Как должна быть организована таблица символов для того чтобы оптимально выполнять все эти основные операции?

3 Таблица с прямой адресацией

Самой простой имплементацией такой таблицы символов является *таблица с прямой адресацией*.

Предположим, что нам необходимо динамическое множество, каждый элемент которого имеет ключ из множества $U = \{0, 1, \dots, m - 1\}$, где m не слишком велико. Кроме того предположим, что все ключи различны, то есть никакие два элемента не имеют одинакового ключа.

Будем использовать массив $T[0..m - 1]$ для представления динамического множества S так, что:

$$T[k] = \begin{cases} x, & \text{если } x \in S \text{ и } key[x] = k \\ nil, & \text{в противном случае} \end{cases}$$

В таком случае все операции требуют константного времени $\Theta(1)$

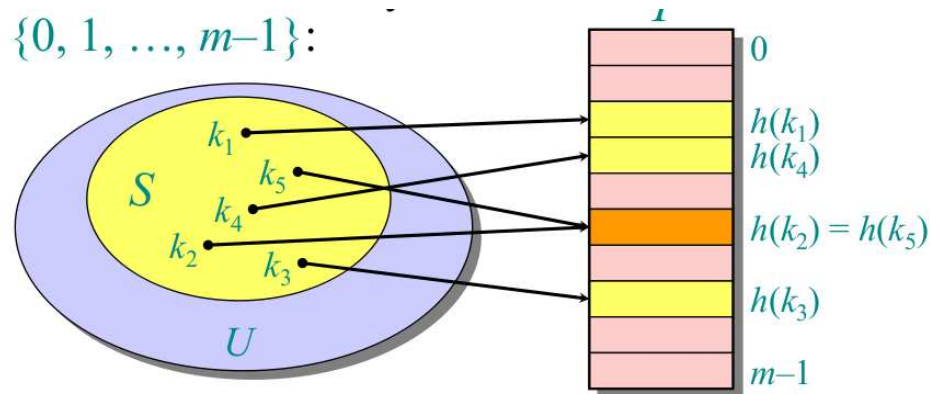
Но есть проблема: диапазон ключей может быть очень большим, например 64-битные числа формируют 2^{64} различных возможных ключей, около 18 квинтиллионов. А строки – ещё больше. Таким образом, придётся выделять очень большой массив, что неприемлемо или часто даже невозможно. При этом большая часть этого массива останется пустой, т.к. мы используем очень малое его подмножество, к примеру подмножество имён людей среди множества всех строк до заданной длины.

4 Хэширование

Для решения этой проблемы нужно использовать *хэширование*.

Хэш-функция $h(k)$ отображает пространство возможных ключей U на ячейки (слоты) хэш-таблицы $T[0..m - 1]$:

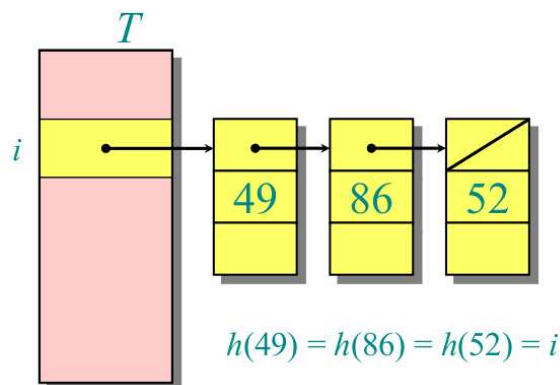
$$h: U \rightarrow \{0, 1, \dots, m - 1\}$$



Когда два ключа отображаются в одну и ту же ячейку – мы называем это *коллизия*.

5 Разрешение коллизий с помощью цепочек

Идея состоит в том, чтобы хранить в каждой ячейке не одно значение, а целый список. И если новый ключ отображается в уже существующую ячейку – добавлять его в конец списка.



5.1 Анализ

Анализ худшего случая: все ключи хэшируются в одну и ту же ячейку, мы получаем вырожденную хэш-таблицу, которая представляет собой просто список. Поиск в таком списке занимает время $\mathcal{O}(n)$, если $|S| = n$

Анализ среднего случая: когда мы делаем анализ среднего случая, нам всегда нужно какое-то предположение относительно входных данных, поведения системы в целом. Здесь нам сложно сделать предположение, поскольку мы сейчас даже не знаем, какая именно хэш-функция

будет использоваться. Однако мы предположим, что мы будем использовать “идеальную” хэш-функцию. Она должна равномерно и независимо распределять ключи по массиву. Это предположение называется *простым равномерным хэшированием*:

- каждый ключ $k \in S$ с равной вероятностью может быть хэшированы в любую ячейку, независимо от того, куда попали остальные ключи.

Тогда вероятность того, что два ключа попадут в одну и ту же ячейку равна $1/m$

Определим *коэффициент загрузки* (load factor) хэш-таблицы α , как отношение количества возможных ключей n к количеству ячеек в таблице m :

$$\alpha = n/m$$

Можно сказать, что α – это среднее количество ключей в одной ячейке таблицы.

Тогда ожидаемое время неуспешного поиска будет равно $\Theta(1 + \alpha)$. Константное время на вычисления значения хэш-функции плюс время на проход списка до конца, а т.к. средняя длина массива как раз α , то результат равен $\Theta(1) + \Theta(\alpha) = \Theta(1 + \alpha)$

Таким образом время поиска будет линейным, если α будет линейной, то есть $n/m = \mathcal{O}(1)$ или $n = \mathcal{O}(m)$

Другими словами, если количество ячеек, как минимум, пропорционально количеству элементов, хранящихся в ней, то $n = \mathcal{O}(m)$ и, следовательно, $\alpha = n/m = \mathcal{O}(m)/m = \mathcal{O}(1)$, а значит поиск элемента в хэш-таблице в среднем требует линейного времени. Поскольку в худшем случае вставка элемента в таблицу также $\mathcal{O}(1)$ и удаление в случае использования двусвязных список так требует $\mathcal{O}(1)$ времени, то можно сказать, что в среднем все словарные операции в хэш-таблице выполняются за $\mathcal{O}(1)$

Оказывается, что успешный поиск выполняется за такое же время (доказательство см. в книге).

6 Выбор хэш-функции

Какую бы хэш-функцию мы не выбрали, все равно найдётся последовательность ключей, которая будет хэшироваться в одну и ту же ячейку.

Позже мы рассмотрим как это можно обойти. Однако на практике часто бывают применимы довольно простые хэш-функции.

Определим свойства, которые важны для хорошей хэш-функции:

- должна распределять ключи равномерно по ячейкам
- закономерности в распределении ключей не должны влиять на равномерность
пример закономерности: все ключи – чётные числа (например адреса в памяти в словах)

6.1 Метод деления

Популярный простой метод.

$$h(k) = k \bmod m$$

Рекомендации:

- не стоит выбирать m с маленьким простым делителем d .

Пример: $d = 2$ и все ключи – чётные. Тогда получится, что все нечётные ячейки таблицы останутся пустыми.

Пример: $d = 2^r$, тогда хэши вообще не зависят от старших бит ключа. Т.к. \bmod по степени двойки 2^r – это по сути получение r младших бит ключа с отбрасыванием старших бит.

- стоит взять m простым числом, не слишком близким к степеням двойки или десятки.

Есть методы лучше чем этот, т.к. деление – не самая быстрая операция, умножение и сложение работают быстрее. Но часто люди используют этот метод, т.к. он очень простой и его можно прямо “заинлайнить” в свой код.

6.2 Метод умножения

Пусть $m = 2^r$ и компьютер используется w -битовые слова.

Тогда

$$h(k) = (A \cdot k \bmod 2^w) \text{rsh}(w - r)$$

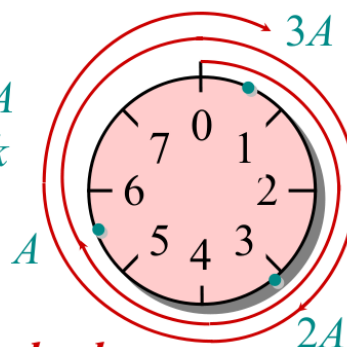
где A – нечётное и $2^{w-1} < A < 2^w$

- не стоит выбирать слишком близко к 2^{w-1} или 2^w
- умножение на 2^w быстро выполняется
- оператор *rsh* тоже быстро выполняется

Пример ($m = 2^3 = 8, w = 7$):

has $w = 7$ -bit words:

$$\begin{array}{r}
 1011001 = A \\
 \times 1101011 = k \\
 \hline
 10010100 \\
 \underbrace{0110011}_{h(k)}
 \end{array}$$



Modular wheel

Колесо остатков – равномерно распределяет ключи, почти случайно. При хороших значениях A получаются отличные результаты.

7 Разрешение коллизий с помощью открытой адресации

Не требуется дополнительная память для хранения списков.

Идея: испытываем последовательно ячейки, применяя хэш-функции: если первая ячейка занята, применяем вторую хэш-функцию и проверяем вторую ячейку – если снова занята, то третью и т.д. Набор хэш-функций должен давать перестановку ячеек, чтобы не нужно было по несколько раз проверять одно и то же. Рано или поздно должна найтись пустая ячейка, либо в противном случае – таблица полностью заполнена.

Теперь у нас не одна хэш-функция, а последовательность их. Можно сказать, что теперь хэш-функция принимает не один аргумент, а два: сам ключ и номер попытки, т.е.:

$$h: U \times \{0, 1, \dots, m - 1\} \rightarrow \{0, 1, \dots, m - 1\}$$

Соответственно когда мы ищем элементы – проходим по той же последовательности ячеек и хэш-функций до тех пор пока не найдём нужный элемент или пустую ячейку.

При этом существует проблема с удалением – оно возможно, но сложно.

Также стоит учитывать, что таблица может заполниться, то есть $n \leq m$

Пример:

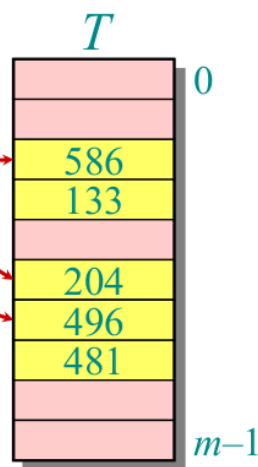
Search for key $k = 496$:

0. Probe $h(496,0)$

1. Probe $h(496,1)$

2. Probe $h(496,2)$

Search uses the same probe sequence, terminating successfully if it finds the key



8 Стратегии исследования

8.1 Линейная стратегия

$$h(k, i) = (h'(k) + i) \bmod m$$

где $h'(k)$ – обычная хэш-функция.

Данная стратегия легко реализуется, однако подвержено проблеме первичной кластеризации, связанной с созданием длинной последовательности занятых ячеек, что увеличивает среднее время поиска. Кластеры возникают в связи с тем, что вероятность заполнения ячейки которой предшествуют i заполненных ячеек, равна $(i + 1)/m$. Таким образом, длинные серии имеют тенденцию к ещё большему удлинению, что и приводит к увеличению среднего времени поиска.

8.2 Двойное хэширование

Пусть $h_1(k)$ и $h_2(k)$ – обычные хэш-функции, тогда

$$h(k, i) = (h_1(k) + i \cdot h_2(k)) \bmod m$$

Этот метод даёт отличные результаты, но $h_2(k)$ должен быть взаимно простым с m . Этого можно добиться, используя в качестве m степени двойки и сделав так, чтобы $h_2(k)$ выдавала только нечётные числа.

8.3 Анализ

Для анализа хэширования с открытой адресацией нам понадобится более сильное предположение: будем считать что используется *равномерное хэширование*, то есть для каждого ключа равновероятны все $m!$ возможные последовательности исследования. То есть последовательность исследований $\langle h(k, 0), h(k, 1), \dots, h(k, m - 1) \rangle$, используемая для вставки ключа k с равной вероятностью является одной из перестановок $\langle 0, 1, \dots, m - 1 \rangle$

Используя это предположение, мы докажем теорему.

Теорема: ожидаемое число исследований не превышает $1/(1 - \alpha)$, где α – коэффициент загрузки $= n/m < 1$.

Доказательство:

1. Как минимум требуется хотя бы одно исследование
2. вероятность того что первая ячейка будет занята равна n/m
3. вероятность того что вторая будет занята равна $(n - 1)/(m - 1)$ и т.д.
4. учитываем что $(n - i)/(m - i) < n/m = \alpha$

Таким образом ожидаемое количество исследований равно:

$$1 + \frac{n}{m} \cdot \left(1 + \frac{n-1}{m-1} \cdot \left(1 + \frac{n-2}{m-2} \cdot \left(\dots \left(1 + \frac{1}{n-m+1}\right) \dots\right)\right)\right)$$

$$\leq 1 + \alpha \cdot (1 + \alpha \cdot (1 + \alpha \cdot (\dots (1 + \alpha) \dots))) \leq 1 + \alpha + \alpha^2 + \alpha^3 = 1/(1 - \alpha)$$

Следствия теоремы:

- если α – константа, то доступ к хэш-таблице с открытой адресацией производится за линейное время

- если таблица наполовину заполнена (наполовину пуста), то в среднем количество исследований будет равно $1/(1-\alpha) = 1/(1-0.5) = 2$
- если таблица заполнена на 90 процентов, то в среднем количество исследований будет равно $1/(1-\alpha) = 1/(1-0.9) = 10$