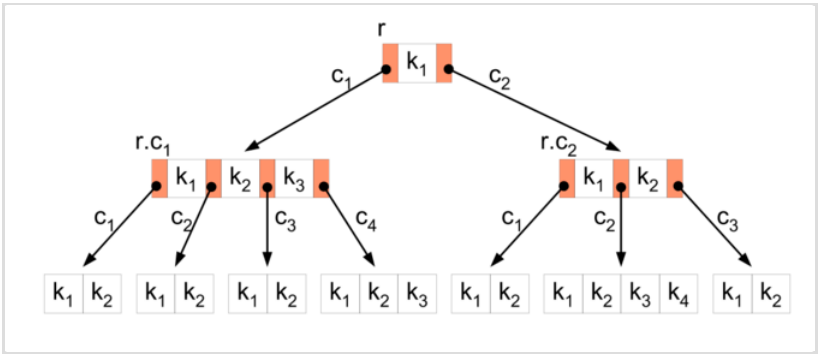
ВикипедиЯ

B-дерево

Материал из Википедии — свободной энциклопедии

> Текущая версия страницы пока не проверялась опытными участниками и может значительно отличаться от версии, проверенной 24 февраля 2015 года; проверки требует 51 правка.

B-дерево — структура данных, дерево поиска. С точки зрения внешнего логического представления — сбалансированное, сильно ветвистое дерево. Часто используется для хранения данных во внешней памяти.



Пример B-дерева глубины 3

Использование B-деревьев впервые было предложено Р. Бэйером (англ. *R. Bayer*) и Э. МакКрейтом (англ. *E. McCreight*) в 1970 году.

Сбалансированность означает, что длины любых двух путей от корня до листьев различаются не более, чем на единицу.

Ветвистость дерева — это свойство каждого узла дерева ссылаться на большое число узлов-потомков.

С точки зрения физической организации B-дерево представляется как мультисписочная структура страниц памяти, то есть каждому узлу дерева соответствует блок памяти (страница). Внутренние и листовые страницы обычно имеют разную структуру.

Содержание

Применение

Структура и принципы построения

Поиск

Добавление ключа

Удаление ключа

Основные достоинства

См. также

Примечания

Литература

Ссылки

Применение

Структура B-дерева применяется для организации индексов во многих современных СУБД.

B-дерево может применяться для структурирования (индексирования) информации на жёстком диске (как правило, метаданных). Время доступа к произвольному блоку на жёстком диске очень велико (порядка миллисекунд), поскольку оно определяется скоростью вращения диска и перемещения головок. Поэтому важно уменьшить количество узлов, просматриваемых при каждой операции. Использование поиска по списку каждый раз для нахождения случайного блока могло бы привести к чрезмерному количеству обращений к диску вследствие необходимости последовательного прохода по всем его элементам, предшествующим заданному, тогда как поиск в B-дереве, благодаря свойствам сбалансированности и высокой ветвистости, позволяет значительно сократить количество таких операций.

Относительно простая реализация алгоритмов и существование готовых библиотек (в том числе для C) для работы со структурой B-дерева обеспечивают популярность применения такой организации памяти в самых разнообразных программах, работающих с большими объёмами данных.

Структура и принципы построения

B-деревом называется дерево, удовлетворяющее следующим свойствам:

1. Ключи в каждом узле обычно упорядочены для быстрого доступа к ним. Корень содержит от 1 до 2t-1 ключей. Любой другой узел содержит от t-1 до 2t-1 ключей. Листья не являются исключением из этого правила. Здесь t — параметр дерева, не меньший 2 (и обычно принимающий значения от 50 до 2000[1]).
2. У листьев потомков нет. Любой другой узел, содержащий ключи K_1, …, K_n, содержит $n + 1$ потомков. При этом
    1. Первый потомок и все его потомки содержат ключи из интервала $(-\infty, K_1)$
    2. Для $2 \leq i \leq n$, i-й потомок и все его потомки содержат ключи из интервала (K_{i-1}, K_i)
    3. $(n + 1)$-й потомок и все его потомки содержат ключи из интервала (K_n, ∞)
3. Глубина всех листьев одинакова.

Свойство 2 можно сформулировать иначе: каждый узел B-дерева, кроме листьев, можно рассматривать как упорядоченный список, в котором чередуются ключи и указатели на потомков.

Поиск

Если ключ содержится в корне, он найден. Иначе определяем интервал и идём к соответствующему потомку. Повторяем.

Добавление ключа

Будем называть *деревом потомков некоего узла* поддерево, состоящее из этого узла и его потомков.

Вначале определим функцию, которая добавляет ключ K к дереву потомков узла x. После выполнения функции во всех пройденных узлах, кроме, может быть, самого узла x, будет меньше

$2t - 1$, но не меньше $t - 1$, ключей.

1. Если x — не лист,
    1. Определяем интервал, где должен находиться K. Пусть y — соответствующий потомок.
    2. Рекурсивно добавляем K к дереву потомков y.
    3. Если узел y полон, то есть содержит $2t - 1$ ключей, расщепляем его на два. Узел y_1 получает первые $t - 1$ из ключей y и первые t его потомков, а узел y_2 — последние $t - 1$ из ключей y и последние t его потомков. Медианный из ключей узла y попадает в узел x, а указатель на y в узле x заменяется указателями на узлы y_1 и y_2.
2. Если x — лист, просто добавляем туда ключ K.

Теперь определим добавление ключа K ко всему дереву. Буквой R обозначается корневой узел.

1. Добавим K к дереву потомков R.
2. Если R содержит теперь $2t - 1$ ключей, расщепляем его на два. Узел R_1 получает первые $t - 1$ из ключей R и первые t его потомков, а узел R_2 — последние $t - 1$ из ключей R и последние t его потомков. Медианный из ключей узла R попадает во вновь созданный узел, который становится корневым. Узлы R_1 и R_2 становятся его потомками.

Удаление ключа

Если корень одновременно является листом, то есть в дереве всего один узел, мы просто удаляем ключ из этого узла. В противном случае сначала находим узел, содержащий ключ, запоминая путь к нему. Пусть этот узел — x.

Если x — лист, удаляем оттуда ключ. Если в узле x осталось не меньше $t - 1$ ключей, мы на этом останавливаемся. Иначе мы смотрим на количество ключей в двух соседних узлах-братьях. Если соседний правый узел есть, и в нём не менее t ключей, мы добавляем в x ключ-разделитель между ним и соседним правым узлом, а на место этого ключа ставим первый ключ соседнего правого узла, после чего останавливаемся. Если это не так, но есть соседний левый узел, и в нём не менее t ключей, мы добавляем в x ключ-разделитель между ним и соседним левым узлом, а на место этого ключа ставим последний ключ соседнего левого узла, после чего останавливаемся. Наконец, если и с левым ключом не получилось, мы объединяем узел x с соседним левым или правым узлом, и в объединённый узел перемещаем ключ, до этого разделявший эти два узла. При этом в родительском узле может остаться только $t - 2$ ключей. Тогда, если это не корень, мы выполняем аналогичную процедуру с ним. Если мы в результате дошли до корня, и в нём осталось от 1 до $t - 1$ ключей, делать ничего не надо, потому что корень может иметь и меньше $t - 1$ ключей. Если же в корне не осталось ни одного ключа, исключаем корневой узел, а его единственный потомок делаем новым корнем дерева.

Если x — не лист, а K — его i-й ключ, удаляем самый правый ключ из поддерева потомков i-го потомка x, или, наоборот, самый левый ключ из поддерева потомков $i + 1$-го потомка x. После этого заменяем ключ K удалённым ключом. Удаление ключа происходит так, как описано в предыдущем абзаце.

Основные достоинства

- Во всех случаях полезное использование пространства вторичной памяти составляет свыше 50 %. С ростом степени полезного использования памяти не происходит снижения качества обслуживания.

- Произвольный доступ к записи реализуется посредством малого количества подопераций (обращения к физическим блокам).
- В среднем достаточно эффективно реализуются операции включения и удаления записей; при этом сохраняется естественный порядок ключей с целью последовательной обработки, а также соответствующий баланс дерева для обеспечения быстрой произвольной выборки.
- Неизменная упорядоченность по ключу обеспечивает возможность эффективной пакетной обработки.

Основной недостаток B-деревьев состоит в отсутствии для них эффективных средств выборки данных (то есть метода обхода дерева), упорядоченных по свойству, отличному от выбранного ключа.

См. также

- Поиск в глубину
- Поиск в ширину
- Сбалансированные (самобалансирующиеся) деревья:
  - АВЛ-дерево
  - Матричное дерево
  - Идеально сбалансированное дерево
  - Расширяющееся дерево
  - B+-деревья
  - 2-3-дерево
  - R-дерево
  - B*-дерево
  - Красно-чёрное дерево
- Список структур данных (деревья)

Примечания

1. *Томас Х. Кормен, Чарльз И. Лейзерсон, Рональд Л. Ривест, Клиффорд Штайн.* Глава 18. B-деревья // Алгоритмы: построение и анализ = Introduction to Algorithms. — 2-е изд. — М.: Вильямс, 2006. — С. 515—536. — ISBN 0-07-013151-1.

Литература

- *Левитин А. В.* Глава 7. Пространственно-временной компромисс: B-деревья // Алгоритмы. Введение в разработку и анализ — М.: Вильямс, 2006. — С. 331—339. — 576 с. — ISBN 978-5-8459-0987-9
- *Томас Х. Кормен, Чарльз И. Лейзерсон, Рональд Л. Ривест, Клиффорд Штайн.* Глава 18. B-деревья // Алгоритмы: построение и анализ = Introduction to Algorithms. — 2-е изд. — М.: Вильямс, 2006. — С. 515—536. — ISBN 0-07-013151-1.

Ссылки

- http://algolist.manual.ru/ds/s_btr.php
- Визуализаторы B-деревьев (https://web.archive.org/web/20080413034116/http://rain.ifmo.ru/cat/view.php/vis/trees)

- видео: B-дерево — объяснение алгоритма заполнения дерева (https://www.youtube.com/watch?v=WXXetwePSRk)

Источник — https://ru.wikipedia.org/w/index.php?title=B-дерево&oldid=137743520
