Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение

высшего образования

«Сибирский государственный университет телекоммуникаций и

информатики»

(СибГУТИ)

02.03.02 Фундаментальная информатика и информационные технологии

Профиль: Системное программное обеспечение

(очная форма обучения)

ОТЧЕТ ПО учебной ПРАКТИКЕ

в/на

(наименование профильной организации/структурного подразделения СибГУТИ)

ТЕМА ИНДИВИДУАЛЬНОГО ЗАДАНИЯ

Выполнил:

студент института ИВТ

гр. ИС-142 / /

«27» мая 2023 г. (подпись)

Проверил:

Руководитель от СибГУТИ / /

«27» мая 2023 г. (подпись)

Новосибирск 2023

**План-график проведения**  учебной\_\_\_\_\_\_ **практики**

Вид практики

Григорьев Юрий Вадимович

Фамилия Имя Отчество студента

института Информатика и вычислительная техника , 2 курса, гр. ИС-142

Направление: 02.03.02 Фундаментальная информатика и информационные технологии

Код – Наименование направления (специальности)

Профиль: Системное программное обеспечение

Место прохождения практики

Объем практики: **108/3** часов/ЗЕ

Вид практики  ***учебная***

Тип практики ***научно-исследовательская работа (получение первичных навыков научно-исследовательской работы)***

Срок практики с "30" января 2023 г.

по "27" мая 2023 г.

Содержание практики\*:

| Наименование видов деятельности | Дата (начало – окончание) |
| --- | --- |
| 1. Общее ознакомление со структурным подразделением предприятия, вводный инструктаж по технике безопасности | 30.01.2023–01.02.2023 |
| 2. Выдача задания на практику, деление студентов на группы (если необходимо), определение конкретной индивидуальной темы, формирование плана работ | 02.02.2023–04.02.2023 |
| 3. Работа с библиотечными фондами структурного подразделения или предприятия, сбор и анализ материалов по теме практики | 06.02.2023–11.02.2023 |
| 4. Выполнение работ в соответствии с составленным планом:   1. Разработка заголовочного файла с прототипами методов работы со структурой данных 2. Разработка Makefile для автоматизации компиляции программы с библиотекой структуры данных 3. Разработка структуры данных в отдельном файле 4. Разработка программы для тестирования полученной библиотеки для работы со структурой данных 5. Отладка и форматирование кода программы | 13.02.2023 – 20.05.2023 |
| 5. Анализ полученных результатов и произведенной работы.  Составление отчета по практике, защита отчета | 22.05.2023–27.05.2023 |

\*В соответствии с программой практики

Руководитель от СибГУТИ / /

«28» \_\_\_\_01\_\_\_\_ 2023г. (подпись)

**ЗАДАНИЕ НА ПРАКТИКУ**

Реализовать программно, исследовать эффективность и описать структуру данных “R-tree”.

**ВВЕДЕНИЕ**

R-дерево (R-Tree) - это индексная структура для доступа к пространственным данным, предложенная Антонином Гуттманом (Калифорнийский университет, Беркли) в 1984 году. R-дерево допускает произвольное выполнение операций добавления, удаления и поиска данных без периодической переиндексации. При этом дерево получается сбалансированным, что является одним из важных свойств любой иерархической структуры данных.

**СТРУКТУРА R-ДЕРЕВА**

R-дерево – это сбалансированное по высоте дерево, сходное с B+-деревом, листовые узлы которого содержат ссылки на конечные объекты. Если индексная структура находится на жестком диске, то каждый узел соответствует дисковой странице. Структура разработана так, чтобы для пространственного поиска требовалось посещение как можно меньшего числа узлов. Индексная структура полностью динамическая – добавление и удаление может выполняться одновременно с поиском, и никакой периодической реорганизации структуры производить не нужно. Для организации такой индексной структуры используют пространственную базу данных, состоящую из набора записей, каждой из которых соответствует некоторый уникальный идентификатор. Этот идентификатор используют как средство ссылки на запись из индекса. В качестве идентификатора может выступать некоторое уникальное число или номер записи в файле (второй вариант предпочтительнее, так как работает быстрее, однако для него присущи некоторые недостатки, связанные с удалением записей из файла).

Если принять описанные условия, то каждый листовой узел дерева будет состоять из элементов, имеющих вид:

*[MBR, указатель\_на\_объект]*,

где *указатель\_на\_объект* ссылается на объект в памяти устройства, а *MBR* – это *n*-мерный прямоугольник, который является минимальным охватывающим прямоугольником для пространственного объекта, со сторонами параллельными осям координат. Обычно *MBR* задают в виде интервала размерности *n* с закрытыми концами *[a,b]*, где *n* - число размерностей (измерений). Внутренние узлы дерева содержат элементы, имеющие похожую структуру:

*[MBR, ссылка\_на\_потомка],*

где *ссылка\_на\_потомка* – это адрес узла низшего уровня в *R*-дереве (дочернего по отношению к данному), все записи внутри которого покрываются прямоугольником *MBR.*

И листовые узлы, и внутренние представляют собой набор из элементов описанной структуры, и даже в простейшей реализации таких элементов должно быть больше одного. Обозначим *M* как максимальное число элементов в любом узле, а *m* – минимальное. Для реализации основных алгоритмов необходимо выполнение условия *т ≤ M /* 2*.*

*R*-дерево должно удовлетворять следующим требованиям:

1. Каждый узел дерева содержит не меньше *m* и не больше *М* записей. Исключение может составлять только корень.
2. Корень, если он не является листом, содержит как минимум двух потомков. Максимальное количество элементов в корне также ограничивается значением *M*.
3. Для каждой индексной записи листового узла *MBR* является минимальным прямоугольником, который полностью вмещает в себя пространственный объект, на который ссылается запись.
4. Для каждой индексной записи внутреннего узла дерева *MBR* является минимальным прямоугольником, охватывающим все *MBR* дочерних узлов.
5. Все листовые узлы дерева расположены на одном уровне (дерево является сбалансированным).
6. Каждый объект упоминается в дереве ровно один раз.

На рис. 1 показан пример структуры *R*-дерева и проиллюстрированы отношения ограничения и перекрытия, которые могут существовать между его прямоугольниками.

Имея представление о свойствах R-дерева, можно оценить его высоту при числе элементов *N*. Из свойств, описанных выше, следует, что каждый узел дерева содержит как минимум *m* потомков. Поэтому наибольшая высота *R*-дерева, содержащего *N* индексных записей, будет не больше ⏐*logmN*⏐ - 1. При этом максимальное число узлов в таком дереве будет равно ⏐*N / m*⏐ + ⏐*N / m*2⏐ + … + 1.

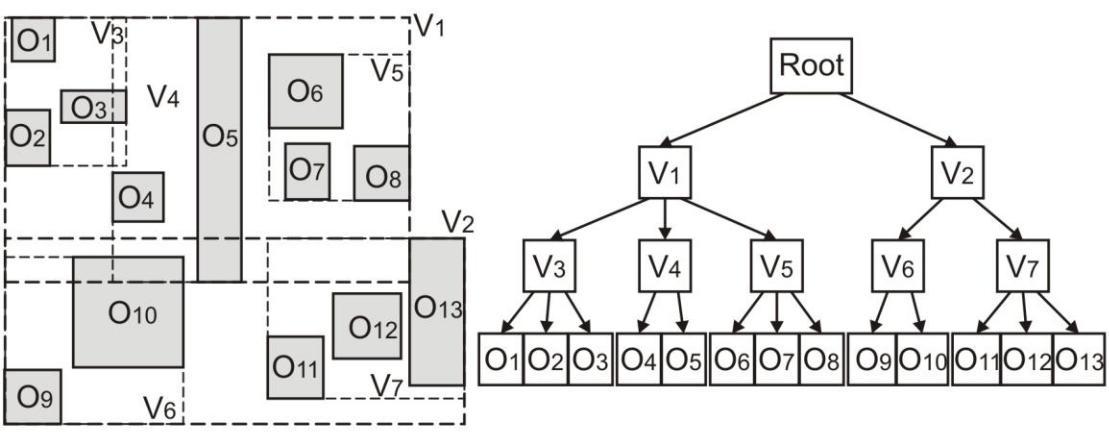


Рис. 1. Пример *R*-дерева

* худшем случае использование пространства памяти, в которой хранится индексная структура, будет *т / M*. Однако алгоритмы построения дерева разработаны таким образом, что структура будет стремиться содержать более *m* записей в узле. Это уменьшает высоту дерева и увеличивает полезное использование памяти.

**АЛГОРИТМ РАБОТЫ**

**Поиск элемента**

Алгоритм поиска в *R*-дереве похож на алгоритм поиска по *B*-дереву: он начинается в корне и опускается по нему клистовому узлу, выбирая в зависимости от заданных параметров поиска то или иное поддерево. Главное отличие состоит в том, что возможен вариант, при котором более одного поддерева текущего узла участвует в поиске: такая ситуация связана с применением метода размещения многомерных объектов, разрешающего пересекаться ограничивающим областям разных элементов. Это может привести к многократному уменьшению скорости поиска, однако алгоритмы построения и изменения дерева стараются поддерживать дерево в наиболее оптимальном виде. Пример рекурсивной процедуры поиска объектов, имеющих хотя бы одну общую точку с областью поиска *S,* в псевдокоде:

**rtree\_search** (V, S, Res) // V - текущ. вершина, S - область поиска, Res - результаты поиска

if V.kind != LEAF then

for each V’ in V // цикл по всем записям V’ в узле V

if V’.MBR \* S != 0 then // MBR записи V’ пересекается с S

rtree\_search (V’, S, Res)

end if

end if

if V.kind == LEAF then

for each O in V

if O.MBR \* S != 0 then // MBR записи O пересекается с S

Res += O

end if

end for

end if

end

Рассмотрим описанный алгоритм на примере, показанном на рис. 2. Область поиска соответствует заданному прямоугольнику *ABCD*. Первоначально процедура поиска вызывается для корня. Так как корень является внутренней вершиной, то для него выполняется первая ветка алгоритма поиска. Она проверяет узлы *V*1 и *V*2 на пересечение с заданной областью. Как нетрудно заметить, оба этих узла имеют общие точки с областью поиска, и поэтому для обоих из этих узлов рекурсивно вызывается процедура **rtree\_search**.

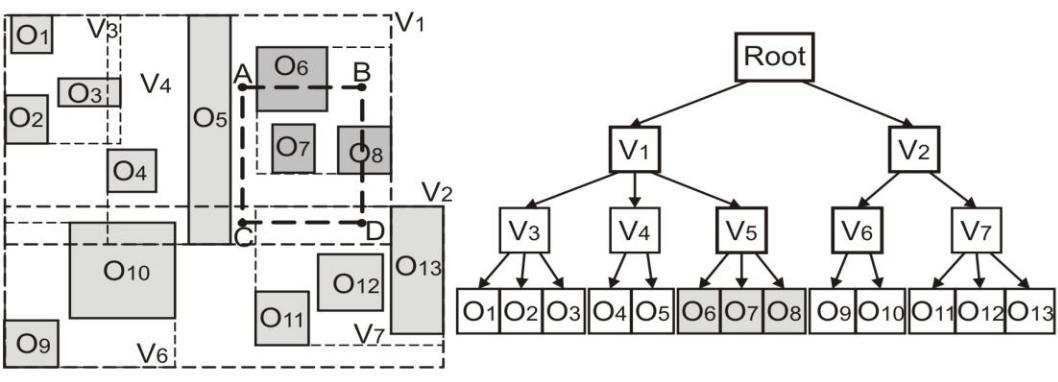


Рис. 2. Пример поиска в *R*-дереве

**rtree\_search** для вершины *V*1 перебирает элементы *V*3,*V*4, *V*5, причем только *V*5 имеет пресечение с прямоугольником *ABCD*. Поэтому вершины *V*3 и *V*4 пропускаются и далее не рассматриваются. Дальнейший вызов процедуры для вершины *V*5 выдаст в качестве результата три элемента – *O*6, *O*7, *O*8, которые и будут добавлены в множество результата *Res*. Аналогичным образом будет просмотрена ветка *V*2. Из ее потомков только *V*7 имеет общие точки с *ABCD*. Однако не один из элементов *V*7 не пересекается с областью поиска. Данная ветка поиска оказалась ложной. В результате поиска получаем список элементов, удовлетворяющих заданному запросу:

*Res = {O*6*, O*7*, O*8*}.*

**Вставка элемента**

Добавление нового объекта в *R*-дерево похоже на процедуру вставки в *B*+-дерево. Новая индексная запись добавляется в листовой узел, если узел переполняется, то происходит его деление, в результате которого у предка появляется еще один потомок. Если предок также оказывается переполненным, то и он делится дальше и так далее. Таким образом, вставка одного объекта может повлиять на структуру дерева в целом. Процедура вставки объекта представлена в следующем псевдокоде:

**rtree\_insert** (O) // O - вставляемый объект

L = choose\_leaf (O)

if L.count < M then

L += O

L’’ = NULL

else

L’’ = node\_split (L, O)

end if

rtree\_correct (L, L’’)

end

Во-первых, процедура ищет листовой узел, в который необходимо поместить данный объект (шаг 1). Процедура поиска такого листа является важным шагом, так как неправильно выбранная позиция может привести к неэффективности структуры в целом. После того, как узел для вставки выбран, в нем размещается вставляемый объект (шаг 2). Если в листовом узле *L* есть место для новой записи, объект *O* помещается в него и процедура заканчивает свою работу. В противном случае, если узел *L* уже содержит максимально возможное число записей, то происходит деление узла на два новых *L* и *L″*, которые содержат старые записи узла *L* и добавляемый объект *O*. После вставки объекта в дерево и возможного расщепления узла необходимо корректировать дерево (шаг 3). Эта процедура включает расширение границ *MBR* для текущего узла и всех его предков. Также эта процедура распространяется вверх по дереву при необходимости.

Рассмотрим алгоритмы упомянутых процедур подробнее в псевдокоде:

**choose\_leaf** (O) // O - вставляемый объект

V = root

for each V’ in V

if V.kind == LEAF then

return V

end if

Vnew = потомок, для которого MBR(V’,O)-MBR(V’) - минимальный

V = Vnew

end for

end

**rtree\_correct** (L, L”) // L - корректируемая вершина, L’’ - вершина от деления L

V=L, V”=L”

while V != tree->root then

P = V.parent

PV = запись в узле P о потомке V

rtree\_correct (PV)

if V” ≠ NULL then

PV” = новая запись о узле V”

if P->count < M then

P += PV”

else

P” = node\_split (P, PV”)

end if

end if

V = P, V”=P”

if V” ≠ NULL then

root = tree->root

root.data[] = V, V”

end if

return

end while

end

Как было отмечено, процедура корректировки изменяет *MBR* всех вершин дерева, которые расположены выше листа с вставленным объектом. Второй и не менее важной функций процедуры корректировки является распространение деления вершин вверх по дереву, в случае, если будет происходить переполнение на внутренних узлах дерева. В качестве параметров в процедуру передаются два новых узла, которые получились при вставке объекта в дерево. Если разбиение не произошло, то первым параметром передается старый узел, а второй параметр приравнивается в *NULL*. На первом шаге процедура заносит переданные параметры в переменные *V* и *V″*. Эти переменные будут отвечать за текущие вершины в дереве, которые необходимо исправить. После этого происходит сравнение вершины *V* корня дерева. Если данная вершина является корнем, то это означает, что изменения уже распространились до верха дерева и необходимо просто завершить процедуру корректировки. Однако стоит учитывать один момент: если после предыдущих манипуляций произошло расщепление корня на два узла (переменная *V″≠NULL*), то необходимо создать новый корень дерева, узлами-потомками которого будут *V* и *V″*. Если предыдущий пункт не выполнен, то происходит корректировка. Для этого определяется предок узла *V*, а также запись в нем об этом узле. После этого *MBR* найденной записи изменяется таким образом, чтобы включать в себя все *MBR* дочерних элементов узла *V*, но при этом не содержать лишних областей. Четвертый шаг алгоритма выполняется только в том случае, если предыдущие действия вызвали деление узла. В этом случае у нас в переменной *V″* будет находиться вершина с элементами, которые пока еще не помещены в дерево. Для этой вершины необходимо создать запись *PV″*, которая будет содержать минимальный описывающий прямоугольник для данной вершины и ссылку на саму вершину. Эту запись и нужно разместить в предке узла *V*. Однако при помещении в узел *P* записи *PV″* необходимо помнить, что данная операция может привести к переполнению и тогда придется разбивать узел *P* на два новых. После всех описанных операций в переменные *V* и *V″* заносятся новые значения *P* и *P″* соответственно, и алгоритм повторяется заново с шага 2.

**Удаление элемента**

Для того, чтобы структуру можно было считать динамической, необходима поддержка удаления уже существующих в дереве элементов, которая также должна корректировать дерево для сохранения его свойств.

**rtree\_delete** (O) // O - удаляемый объект

V = root

L = rtree\_search (V,O)

if L == NULL then

return

end if

delete O

V = L, Q = NULL

if1 V == tree->root then goto if2 end if1

P = V->Parent

PV = запись в узле P о потомке V

if V->count < m then

delete PV

Q = V

delete V

else

rtree\_correct (V)

end if

V = P

goto if1

if2 root->children->count == 1 then

delete tree->root

tree->root = root->child

end if2

tree->insert(Q[0], Q[1], …)

end

Первое, что производит процедура удаления объекта *O* из *R*-дерева, это ищет листовой узел, в котором находится данный объект. Для этого используется процедура поиска rtree\_search. В качестве параметров ей передается вершина, с которой нужно начать поиск (в нашем случае это корень) и объект поиска. Если объект не найден, то будет возвращён *NULL*. При этом необходимо завершить и процедуру удаления. На втором шаге удаляется объект *O* из узла *L* и подготавливаются временные переменные для коррекции дерева. В переменную *V* (текущая вершина для коррекции) заносится листовой узел *L*, а в переменную *Q* – пустое множество (это множество вершин, которые необходимо потом вставить в дерево заново). Далее необходимо проверить, является ли вершина *V* корнем. Если *V* – корневая вершина, то шаги 4–6 нужно пропустить и перейти сразу к седьмому пункту алгоритма. Иначе – находим предка для вершины *V*, и в нем определяем запись, ссылающуюся на *V* (*PV*). Если в рассматриваемом узле число записей меньше минимально возможного (*m*), то необходимо удалить этот узел из дерева. При этом все элементы из *V* помещаются в множество *Q* (чтобы потом снова быть размещенными в дереве, но в других вершинах) и из вершины *P* удаляется элемент, ссылающийся на удаленную вершину (удаляется *PV*). Если же записей в вершине *V* больше, чем заданный параметр *m*, то удалять вершину не нужно. При этом необходимо просто скорректировать *MBR* узла таким образом, чтобы он охватывал все прямоугольники дочерних узлов, но при этом не включал лишнего пространства (после удаления узлов вполне вероятно можно будет сузить *MBR*, который хранится в записи *PV*). После проделанных операций необходимо распространить сделанные изменения вверх по дереву (скорректировать *MBR* узла предка или, возможно, даже удалить его, если он оказался не заполненным до предела *m*). Для этого в переменную *V* заносится предок текущей вершины и повторяется алгоритм с шага 3. После того, как все изменения дойдут до корня, алгоритм продолжится с шага 7. Исходя из свойств *R*-дерева, описанных в начале данного параграфа, корень должен иметь не меньше двух потомков. Поэтому необходимо просто проверить число дочерних узлов у корня и при нахождении там всего одного потомка сделать его новым корнем дерева. Последнее, что необходимо выполнить в процедуре удаления, это вставить временно удаленные узлы из множества *Q* обратно в дерево. Данная процедура выполняется полностью аналогично описанной ранее процедуре ВСТАВКА за одним лишь исключением: вершины из множества *Q* необходимо разместить на тех же уровнях, на которых они были до процедуры удаления. Этого требования необходимо придерживаться для того, чтобы не нарушить сбалансированность дерева (одно из свойств *R*-дерева заключается в том, что все листовые узлы находятся в нем на одном уровне).

**Разбиение узла**

Изменение данных прикладной задачи требует частого изменения индексной структуры. Для добавления новой записи в уже заполненный узел *R*-дерева, содержащий *М* записей, необходимо распределить *М +* 1 элемент между двумя узлами. Процедура разбиения узла может быть вызвана не только при добавлении новых элементов в индекс, но и при перестройке дерева, при удалении ненужной записи, при обновлении данных или даже при его корректировке. Алгоритм, выполняющий деление узла, особенно важен, так как плохое разбиение может сильно затруднить операции поиска по дереву. Разбиение узла без учета критериев оптимальности построения дерева приводит к увеличению времени работы процедуры поиска конкретного объекта, а следовательно, к ухудшению работы индексной структуры в целом. При плохом разбиении узлы дерева разрастаются вдоль осей координат и захватывают много пространства, не содержащего ни одного объекта. Такой пример показан на рис. 3. С одной стороны вариант (а) обеспечивает нулевое перекрытие двух узлов дерева. Однако суммарная площадь этих узлов будет значительно больше самих узлов, что вызовет многократное ложное срабатывание процедуры поиска. При большой площади пространства, соответствующей узлам дерева, запросу поиска на промежуточных стадиях работы может удовлетворять большое число записей (более одной), хотя, в конечном счете, на каждом уровне интересует только одна. Следовательно, алгоритм будет ветвиться и обходить дерево неоптимальным путем, включая обход ненужных узлов, что может сильно отразиться на скорости работы индексной структуры. Кроме того, обход ненужных узлов потребует дополнительного расхода оперативной памяти. В условиях большого числа запросов это обстоятельство также может стать критичным.

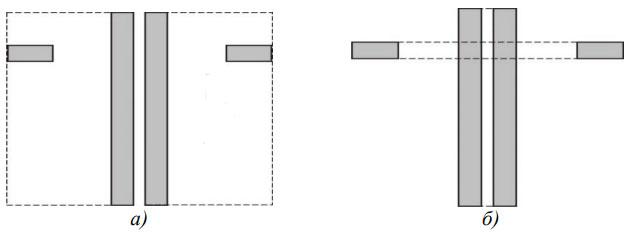


Рис. 3. Пример возможного разбиения узла на два новых:

а – “плохое” разбиение; б – “хорошее” разбиение с пересечением

**Квадратичный алгоритм** разбиения был предложен основателем R-деревьев А. Гуттманом. В нём осуществлена попытка найти такое деление, при котором площадь охватывающих прямоугольников будет минимальна. Однако при этом не гарантируется, что это будет действительно наилучший вариант. Алгоритмическая сложность изменяется по квадратичному закону относительно М и по линейному – относительно числа измерений.

**ИССЛЕДОВАНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ**

R-дерево как структура индексирования пространственных объектов стало почти стандартом для промышленных СУБД, которые используют различные его варианты в качестве индексных структур. Однако при конкретной реализации структуры в конечном приложении зачастую встает вопрос – какие параметры выбрать для наилучшей её реализации и, соответственно, вычислительной/пространственной сложностей. При описании структуры R-дерева было отмечено, что одним из параметров дерева является минимально возможное (m) и максимально допустимое (M) количество элементов в узле. При выборе этих параметров необходимо руководствоваться следующими соображениями:

**Максимальное число элементов в узле.**  
 Чем больше значение M, тем сильнее будет ветвиться дерево, а следовательно, его глубина будет меньше. Если предположить, что индексная структура разрабатывается для внешней памяти, то уменьшение глубины дерева ведет к уменьшению обращений к диску (если учесть, что проверка узла дерева вызывает одно обращение к диску). Поэтому сильноветвящееся дерево (при большом M) будет более эффективным для внешней памяти. С другой стороны, процедура поиска вынуждена просматривать абсолютно все элементы вершины. Поэтому при очень большом M индексная структура может выродиться просто к последовательному поиску. К тому же на сравнение с элементами вершины расходуется процессорная мощность. Поэтому чем больше M, тем больше нагрузка на процессор в процедурах поиска. Исходя из описанных фактов, можно сделать следующие выводы: если разрабатываемая индексная структура целиком размещается в оперативной памяти, то значение M стоит выбирать небольшим, порядка 4–10 элементов в вершине. Если же индексная структура хранится во внешней памяти, то значение M стоит вычислять по следующей формуле: M = Cluster / eSize , где Cluster – размер кластера жесткого диска (например, 512 или 1024 байт); eSize – размер одного элемента. Так, если один элемент занимает 16 байт, то в качестве верхней границы стоит взять M = 32 элементов в вершине.

**Минимальное число элементов в узле (m).**  
 Данный параметр зависит от M и, как было описано ранее, не может превышать M / 2. Минимальный же предел параметра m равен 2 (в узле не может быть меньше двух потомков, если это не корневой узел). При выборе минимальной границы заполнения узла (m) стоит руководствоваться следующими соображениями. Маленькое значение параметра m облегчает процедуру разделения узла, потому что исчезает необходимость повторной вставки элементов. В то же время маленькое значение нижней границы может привести к неэффективному использованию памяти. По исследованию А. Гуттмана, наименее плотные индексы могут потреблять приблизительно на 50% больше места, чем самые плотные. В практических применениях наиболее часто используемой операцией является процедура поиска элементов. Поэтому нижнюю границу заполнения узла стоит выбирать равной M / 2 . Выбор алгоритма деления узла. Центральным звеном при построении дерева является процедура разбиения узла пополам (**node\_split**). От эффективности этой процедуры зависит оптимальность построения дерева в целом. При неоптимальной структуре дерева появляется неоднозначность поиска элементов. Возможны ситуации, когда уже на уровнях, близких к корню R-дерева, охватывающие прямоугольники пересекаются не по пустому множеству данных, что значительно усложняет процедуру поиска. С проблемой качественности изменения R-дерева можно бороться с помощью «исчерпывающего» алгоритма деления. Использование данного алгоритма для деления узла изменяет структуру R-дерева лучшим из возможных способов, что, конечно, отражается на дальнейшем поиске данных в лучшую сторону, но, в свою очередь, существенно замедляет работу индексной структуры. Применение данного алгоритма оправдано при малом числе записей в узле, а также в ситуациях, когда структура дерева редко меняется, т. е. при индексировании неподвижных (например, жилых домов, складов и т. д.) или слабоподвижных пространственных объектов (например, небесной карты звезд). Для работы с большим количеством данных удобно пользоваться алгоритмом «линейной стоимости». Его применение оправдано в ситуациях, когда в узлах дерева находится достаточно много записей (больше 10) и число данных очень велико, так как он выполняется максимально быстро (например, индексирование машин, самолетов и т. п.). Но структура дерева, получаемая при использовании этого алгоритма, далека от оптимального варианта. Охватывающие прямоугольники часто получаются большими по площади, имеют пересечения друг с другом по непустому множеству записей, что приводит к значительному замедлению процедур поиска. Выбор глобального алгоритма построения R-дерева. Из описанных глобальных алгоритмов базовый и клеточный наиболее хорошо работают на равномерных распределениях, когда объекты мало пересекаются между собой (например точечные объекты или объекты малого размера, равномерно распределенные по всему пространству). Но на неравномерных распределениях заметно ухудшение работы этих алгоритмов по сравнению с существующими вариантами R-деревьев. В то же время алгоритм «разделяй и властвуй» одинаково хорош как на равномерных, так и на неравномерных распределениях. Практически во всех тестах он обходит остальные алгоритмы по качеству получающегося построения. Только при построении R-дерева на наборе очень больших объектов этот алгоритм строит дерево, незначительно уступающее по проценту перекрытия классическому алгоритму построения R-дерева. 249 Данные результаты были получены на основе моделирования различных наборов данных, проведенного А. В. Скворцовым. Алгоритм уточнения. Алгоритм уточнения разбиения может применяться как составная часть алгоритма деления узла при вставке объектов и при глобальном построении. При использовании данного подхода к обычному R-дереву достигается сокращение перекрытия потомков на 7–15%. Применение же уточнения в составе глобальных алгоритмов практически не дает никакого эффекта, за исключением уменьшения перекрытия потомков на регулярном наборе данных.

**ПРОГРАММНАЯ РЕАЛИЗАЦИЯ**

Для выполнения моделирования обозначенной структуры данных были созданы файлы rtree.c, rtree.h как модуль для работы с R-деревьями и файл main.c как тестовая программа. В заголовочном файле rtree.h описаны прототипы функций и глобальные директивы препроцессора, задающие тип данных, с которым будет работать R-дерево, минимальное и максимальное количество элементов в узле дерева, количество измерений пространства, с которыми будет взаимодействовать пользователь при работе со структурой данных, а в rtree.c - реализация этих и скрытых от пользователя функций, которые необходимы для корректной работы и построения R-деревьев. Имея псевдокод описанных выше функций, было несложно реализовать их на языке программирования C. Также был создан Makefile для автоматизации компиляции программы. В файле программы для тестирования реализации полученной структуры данных (**main.c**), была создана новая структура данных **city**, хранящая в себе название города и его широту-долготу, и несколько экземпляров этой структуры в качестве известных городов мира, располагающихся в разных частях света. Эти экземпляры были переданы в новосозданное R-дерево, с которым далее были выполнены операции поиска и удаления элементов из дерева. Чтобы работать со структурой данных новой структурой **city**, было достаточно передавать в функции работы с R-деревом указатель на новую структуру, так как в **rtree.h** в качестве рабочего формата данных используется простой указатель - **void \***.

Исходный код всего проекта можно увидеть в приложении 1.

**РЕЗУЛЬТАТЫ РЕАЛИЗАЦИИ**

**ЗАКЛЮЧЕНИЕ**

В ходе проведения работы была изучена и смоделирована структура данных «R-дерево» и тестовая программа для работы с ней. Подводя итоги, можно сказать, что главные свойства R-дерева следующие:

1. Оно состоит из внутренних узлов, листовых узлов и единственного корня
2. Корень R-дерева содержит указатель на самую большую область в пространстве
3. Родительские узлы содержат указатели на свои дочерние узлы, чья совокупная область (их сумма) покрывает область родительского узла
4. MBR — важнейший параметр, обозначающий минимальную ограничивающую область (рамку/прямоугольник), окружающую рассматриваемую область/объект в пространстве
5. Листовые узлы содержат данные об MBR объектов, на которые они ссылаются

Преимущества R-деревьев над B+деревьями заключаются в том, что для построения B+дерева необходимы данные, которые можно составлены в одном последовательном порядке. Это не всегда возможно, поскольку некоторые типы данных (например, географические координаты) не предполагают единого порядка, который можно было бы использовать для эффективного сканирования диапазона (например, всех точек в заданной области) по индексам, построенным с использованием B+Tree.

Обобщённо, преимущества R-деревьев заключаются в том, что эта структура данных эффективна для задач, включающих пространственную индексацию и поиск в двух или более измерениях. Примерами таких задач могут являться:

1. Поиск ближайшего соседа: поиск ближайшей точки к заданной точке в наборе данных.
2. Запросы диапазона: поиск всех точек в пределах заданного расстояния или площади от заданной точки.
3. Пространственное соединение: объединение двух наборов данных на основе их пространственной близости.
4. Кластеризация: группировка похожих точек на основе их пространственной близости.
5. Маршрутизация: поиск кратчайшего пути между двумя точками на карте.
6. Обработка изображений: Обнаружение и отслеживание объектов на изображениях на основе их пространственного положения.

В целом, любая задача, требующая быстрой и эффективной пространственной индексации и поиска, может выиграть от использования R-деревьев.

**СПИСОК ИСПОЛЬЗОВАННОЙ ЛИТЕРАТУРЫ**

1. *Томас Х. Кормен, Чарльз И. Лейзерсон, Рональд Л. Ривест, Клиффорд Штайн.* Алгоритмы: построение и анализ, 3-е издание = Introduction to Algorithms, Third Edition. — М.: [«Вильямс»](https://ru.wikipedia.org/w/index.php?title=%D0%92%D0%B8%D0%BB%D1%8C%D1%8F%D0%BC%D1%81_(%D0%B8%D0%B7%D0%B4%D0%B0%D1%82%D0%B5%D0%BB%D1%8C%D1%81%D1%82%D0%B2%D0%BE)&action=edit&redlink=1), 2013. — 1328 с. — [ISBN 978-5-8459-1794-2](https://ru.wikipedia.org/wiki/%D0%A1%D0%BB%D1%83%D0%B6%D0%B5%D0%B1%D0%BD%D0%B0%D1%8F:%D0%98%D1%81%D1%82%D0%BE%D1%87%D0%BD%D0%B8%D0%BA%D0%B8_%D0%BA%D0%BD%D0%B8%D0%B3/9785845917942)
2. *Курносов М.Г., Берлизов Д.М.* Алгоритмы и структуры обработки информации. – Новосибирск: Параллель, 2019. – 211 с. — ISBN 978-5-98901-230-5
3. *Гулаков В.К., Трубаков А.О., Трубаков Е.О.* Структуры и алгоритмы обработки многомерных данных: монография. - 2-е изд. - СПб., М., Краснодар: Лань, 2021. - 355 с.

**ПРИЛОЖЕНИЯ**

**Приложение 1.** Исходный код проекта

1. Файл main.c
2. Файл rtree.c
3. Файл rtree.h
4. Файл Makefile

| 1  2  3  4  5  6  7  8 | **all**: **main**  **.PHONY**: **main**  **main**: **main.c rtree.c**  gcc -Wall -Wextra -o $@ $^  **.PHONY**: **clean**  **clean**:  rm -rf main |
| --- | --- |



**Отзыв о работе студента**

| Григорьев Юрий Вадимович |
| --- |
| (ФИО студента) |
|  |

Уровень освоения компетенций

|  | Григорьев Юрий Вадимович | |
| --- | --- | --- |
|  | (ФИО студента) | |
|  |  | |
| Компетенции | | Уровень сформированности  компетенций |
| *ОПК-1 - Способен применять фундаментальные знания, полученные в области математических и (или) естественных наук, и использовать их в профессиональной деятельности* | |  |

отметка о зачете \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_

Руководитель практики от СибГУТИ:

Должность руководителя подпись ФИО руководителя

"\_\_\_" \_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_\_ 20\_\_\_\_ г.