

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ РАСПРЕДЕЛЕННЫХ КОЛОНОЧНЫХ ХЕШ-ИНДЕКСОВ ДЛЯ ОБРАБОТКИ ЗАПРОСОВ К СВЕРХБОЛЬШИМ БАЗАМ ДАННЫХ*

Е.В. Иванова

Южно-Уральский государственный университет

ВВЕДЕНИЕ

В настоящее время научная и практическая деятельность человека выдвигает все новые масштабные задачи, требующие обработки сверхбольших баз данных. Согласно прогнозам аналитической компании IDC к 2020 г. количество данных в мире достигнет 40 Зеттабайт [1]. Современные технологии баз данных не могут обеспечить обработку столь крупных объемов данных. По оценке IDC из всего объема потенциально полезных данных в 2012 г. всего лишь 3% данных были проиндексированы и только 0.5% были подвергнуты анализу.

Фактически единственным эффективным решением проблемы хранения и обработки сверхбольших баз данных является использование параллельных систем баз данных, обеспечивающих параллельную обработку запросов на многопроцессорных вычислительных системах [2-5].

Для решения проблемы обработки сверхбольших баз данных в статье предлагаются индексные структуры специального вида, которые называются распределенными колоночными хеш-индексами. Хеш-индексы строятся и применяются на основе подхода, описанного в работе [6].

1. ОБОЗНАЧЕНИЯ

Под $R(A^*, B_1, \dots, B_u)$ будем понимать отношение R с первичным ключом A и атрибутами B_1, \dots, B_u , представляющее собой множество кортежей длины $u+1$ вида (a, b_1, \dots, b_u) , где $a \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ и $\forall j \in \{1, \dots, u\} (b_j \in \mathcal{D}_{B_j})$. Здесь \mathcal{D}_{B_j} – домен атрибута B_j . Через $r.B_j$ будем обозначать значение атрибута B_j , через $r.A$ – значение первичного ключа в кортеже r : $r = (r.A, r.B_1, \dots, r.B_u)$. Первичный ключ отношения R обладает свойством $\forall r', r'' \in R (r' \neq r'' \Leftrightarrow r'.A \neq r''.A)$. Под адресом кортежа r мы будем понимать значение первичного ключа этого кортежа. Для получения кортежа отношения R по его адресу будем использовать функцию разыменования $\&_R: \forall r \in R (\&_R(r.A) = r)$.

2. ХЕШ-ИНДЕКС

Хеш-индекс позволяет использовать один колоночный индекс для индексирования нескольких атрибутов одного отношения.

Пусть задано отношение $R(A^*, B_1, \dots, B_u, C, \dots)$. Пусть задана хеш-функция $h: \mathcal{D}_{B_1} \times \dots \times \mathcal{D}_{B_u} \rightarrow \mathbb{Z}_{\geq 0}$. Хеш-индексом $I_h(A^*, H)$ атрибутов B_1, \dots, B_u отношения R будем называть упорядоченное отношение, удовлетворяющее тождеству:

$$I_h = \tau_H(\pi_{A, h(B_1, \dots, B_u) \rightarrow H}(R)).$$

Хеш-индекс обладает следующим основным свойством:

$$\forall r', r'' \in R (r'.B_1 = r''.B_1 \wedge \dots \wedge r'.B_u = r''.B_u \Rightarrow h(r'.B_1, \dots, r'.B_u) = h(r''.B_1, \dots, r''.B_u)). \quad (1)$$

Заметим, что обратная импликация не обязательно имеет место. Из (1) непосредственно вытекает следующее свойство хеш-индекса:

$$\forall h(r'.B_1, \dots, r'.B_u) = h(r''.B_1, \dots, r''.B_u) \Rightarrow r', r'' \in R (r'.B_1 \neq r''.B_1 \wedge \dots \wedge r'.B_u \neq r''.B_u).$$

Фрагментация хеш-индекса осуществляется на основе доменно-интервального принципа [1] с помощью функции фрагментации $\varphi_{I_h}: I_h \rightarrow \{0, \dots, k-1\}$ определенной следующим образом:

$$\forall x \in I_h (\varphi_{I_h}(x) = \varphi_{\mathbb{Z}_{\geq 0}}(x.H)),$$

где $\varphi_{\mathbb{Z}_{\geq 0}}: \mathbb{Z}_{\geq 0} \rightarrow \{0, \dots, k-1\}$ – доменная функция фрагментации для домена $\mathcal{D}_H = \mathbb{Z}_{\geq 0}$.

3. ДЕКОМПОЗИЦИЯ ОПЕРАЦИИ ПЕРЕСЕЧЕНИЯ

Пусть заданы два отношения $R(A^*, B_1, \dots, B_u)$ и $S(A^*, B_1, \dots, B_u)$, имеющие одинаковый набор атрибутов. Пусть имеется два хеш-индекса $I_{R,h}$ и $I_{S,h}$ для атрибутов B_1, \dots, B_u отношений R и S ,

* Исследование выполнено при финансовой поддержке РФФИ в рамках научного проекта № 12-07-00443 а.

построенные с помощью одной и той же хеш-функции $h: \mathfrak{D}_{B_1} \times \dots \times \mathfrak{D}_{B_u} \rightarrow \mathbb{Z}_{\geq 0}$. Пусть для этих индексов задана доменно-интервальная фрагментация степени k :

$$I_{R,h} = \bigcup_{i=0}^{k-1} I_{R,h}^i;$$

$$I_{S,h} = \bigcup_{i=0}^{k-1} I_{S,h}^i.$$

Положим

$$P^i = \pi_{I_{R,h}^i \cdot A \rightarrow A_R, I_{S,h}^i \cdot A \rightarrow A_S} \left(I_{R,h}^i \bowtie_{I_{R,h}^i \cdot H = I_{S,h}^i \cdot H} I_{S,h}^i \right)$$

для всех $i=0, \dots, k-1$. Определим

$$P = \bigcup_{i=0}^{k-1} P^i.$$

Положим

$$Q = \{ \&_R(p.A_R) \mid p \in P, (\&_R(p.A_R).B_1, \dots, \&_R(p.A_R).B_u) = (\&_S(p.A_S).B_1, \dots, \&_S(p.A_S).B_u) \}.$$

Тогда

$$\delta(\pi_{B_1, \dots, B_u}(Q)) = \delta(\pi_{B_1, \dots, B_u}(R)) \cap \delta(\pi_{B_1, \dots, B_u}(S)).$$

4. ДЕКОМПОЗИЦИЯ ОПЕРАЦИИ ЕСТЕСТВЕННОГО СОЕДИНЕНИЯ

Пусть заданы два отношения

$$R(A^*, B_1, \dots, B_u, C_1, \dots, C_v)$$

и

$$S(A^*, B_1, \dots, B_u, D_1, \dots, D_w).$$

Пусть имеется два хеш-индекса $I_{R,h}$ и $I_{S,h}$ для атрибутов B_1, \dots, B_u отношений R и S , построенные с помощью одной и той же хеш-функции $h: \mathfrak{D}_{B_1} \times \dots \times \mathfrak{D}_{B_u} \rightarrow \mathbb{Z}_{\geq 0}$. Пусть для этих индексов задана доменно-интервальная фрагментация степени k :

$$I_{R,h} = \bigcup_{i=0}^{k-1} I_{R,h}^i;$$

$$I_{S,h} = \bigcup_{i=0}^{k-1} I_{S,h}^i.$$

Положим

$$P^i = \pi_{I_{R,h}^i \cdot A \rightarrow A_R, I_{S,h}^i \cdot A \rightarrow A_S} \left(I_{R,h}^i \bowtie_{I_{R,h}^i \cdot H = I_{S,h}^i \cdot H} I_{S,h}^i \right)$$

для всех $i=0, \dots, k-1$. Определим

$$P = \bigcup_{i=0}^{k-1} P^i.$$

Положим

$$Q = \{ (\&_R(p.A_R).B_1, \dots, \&_R(p.A_R).B_u, \&_R(p.A_R).D_1, \dots, \&_R(p.A_R).D_w) \mid p \in P, (\&_R(p.A_R).B_1, \dots, \&_R(p.A_R).B_u) = (\&_S(p.A_S).B_1, \dots, \&_S(p.A_S).B_u) \}.$$

Тогда

$$Q = \pi_{* \setminus A}(R) \bowtie \pi_{* \setminus A}(S).$$

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В статье приведено формальное описание распределенных колоночных хеш-индексов, предназначенных для параллельной обработки запросов к сверхбольшим базам данных на основе фрагментного параллелизма. Работа содержит описание определения и свойств колоночного хеш-индекса, и его доменно-интервальной фрагментации. Рассмотрены декомпозиции реляционных операций, выполняемые с использованием распределенных колоночных хеш-индексов: пересечение и естественное соединение.

ЛИТЕРАТУРА:

1. J. Gantz, D. Reinsel. IDC. The Digital Universe in 2020: Big Data, Bigger Digital Shadows, and Biggest Growth in the Far East. Report, 2012. URL: <http://www.emc.com/collateral/analyst-reports/idc-the-digital-universe-in-2020.pdf> (дата обращения: 30.05.2014)
2. Соколинский Л.Б. Параллельные системы баз данных. М.: Издательство Московского университета, 2013. 179 с.

3. П.С. Костенецкий, Л.Б. Соколинский. Моделирование иерархических многопроцессорных систем баз данных // Программирование. 2013. Т. 39, № 1. С. 2-33.
4. П.С. Костенецкий. Обработка запросов на кластерных вычислительных системах с многоядерными ускорителями // Вестник ЮУрГУ. Серия "Вычислительная математика и информатика". 2012. № 47(306). Вып. 2. С. 59-67.
5. К.С. Пан, М.Л. Цымблер. Разработка параллельной СУБД на основе последовательной СУБД PostgreSQL с открытым исходным кодом // Вестник ЮУрГУ. Серия "Математическое моделирование и программирование". 2012. № 18(277). Вып. 12. С. 112-120.
6. Е.В. Иванова, Л.Б. Соколинский. Использование распределенных колоночных индексов для выполнения запросов к сверхбольшим базам данных // Параллельные вычислительные технологии (ПаВТ'2014): труды международной научной конференции (1–3 апреля 2014 г., г. Ростов-на-Дону). Челябинск: Издательский центр ЮУрГУ, 2014. С. 270–275.