

一种空间更优的数据流查询包含编码区间索引*

姚秋林^{1,2}, 王映¹, 刘萍¹, 郭莉¹⁺

¹(中国科学院 计算技术研究所,北京 100190)

²(中国科学院 研究生院,北京 100049)

Storage Optimized Containment-Encoded Intervals Indexing for Data Stream Querying

YAO Qiu-Lin^{1,2}, WANG Ying¹, LIU Ping¹, GUO Li¹⁺

¹(Institute of Computing Technology, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100190, China)

²(Graduate University, The Chinese Academy of Sciences, Beijing 100049, China)

+ Corresponding author: E-mail: guoli@ict.ac.cn

Yao QL, Wang Y, Liu P, Guo L. Storage optimized containment-encoded intervals indexing for data stream querying. Journal of Software, 2009,20(9):2462-2469. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3402.htm>

Abstract: An index structure ACEI (advanced CEI) is proposed in this paper to optimize the storage of CEI (containment-encoded intervals)-based interval index structure for data stream processing which involves a lot of operations of the numerical range query. It is necessary to construct a main memory-based query index with a low storage cost and little search time. The CEI index structure has low storage utilization, although it supports for high-speed query. To solve this problem, index structure ACEI is proposed. Based on CEI, through structural adjustment and optimization of parameters, ACEI can maintain the high speed of query operation and reduce the space complexity from $O(R+N \cdot W/L+N \cdot \log(L))$ to $O(\sqrt{R \cdot N}+N \cdot \sqrt{W})$. Experiments show that ACEI structure can greatly improve the storage utilization and can be used for interval index against a large endpoint range.

Key words: data stream; continual query; interval indexing; CEI (containment-encoded intervals); ACEI

摘要: 给出一种基于 CEI(containment-encoded intervals)的存储优化的数据流查询区间索引结构.在数据流处理中涉及到大量的数值型区间查询操作,构造一个基于主存并支持快速查询的区间索引结构十分必要.对 CEI 索引结构而言,虽然支持高速查询,但存储利用率较低.针对该问题,提出了索引结构 ACEI(advanced-CEI).在 CEI 索引结构的基础上,通过数据结构调整和参数优化,ACEI 可在保持原有查询速度的前提下将 CEI 的空间复杂度由 $O(R+N \cdot W/L+N \cdot \log(L))$ 降为 $O(\sqrt{R \cdot N}+N \cdot \sqrt{W})$.实验结果表明,ACEI 结构可以极大地提高索引结构的存储利用率,并且可以用于大端点值域下的区间索引.

关键词: 数据流;持续查询;区间索引;CEI (containment-encoded intervals);ACEI

中图法分类号: TP311 文献标识码: A

数据流在许多领域应用^[1-3],例如传感器网络、金融应用、网络安全监控、电信通信数据管理等.在数据流模型中,各个数据项通常关联定义良好的诸多属性,例如网络度量、调用记录、元数据记录、网页访问统计、

* Supported by the National Basic Research Program of China under Grant No.2007CB311100 (国家重点基础研究发展计划(973))

Received 2007-08-07; Accepted 2008-06-03

传感器读数等.这些数据项以流的形式源源不断地到来,而且速度可能非常快.为了能够监控数据流并采取必要的措施,大量查询区间被创建用来评估数据流中每个新到的数据元组.例如:在金融数据流应用中设立了各种持续查询区间用于监控股票价格、债券或者是利息等信息;在传感器网络数据流应用中设立持续查询区间用于监控诸如温度、交通流或其他传感器读数等.

建立索引是快速计算持续区间查询的有效方法.数据流中每一个数据值被用来搜索索引,并据此标识出包含该数值的相关查询区间.虽然概念上很简单,但要在高速大规模数据流环境下设计一个有效的区间查询索引,仍然是一个很大的挑战:首先,查询索引必须支持高速的查询.因为随着当前数据源设备数量和数据产生速度的不断增长,数据流的规模和速度变得越来越大;其次,查询索引必须足够小,使其可以完全放入内存,否则高速查询难以实现.本文的贡献是提出了区间索引结构 ACEI(advance CEI),将当前提供最快数值区间查询速度的 CEI(containment-encoded intervals)索引结构的时空复杂度从 $O(R+N \cdot W/L+N \cdot \log(L))$ 降为 $O(\sqrt{R \cdot N} + N \cdot \sqrt{W})$. ACEI 结构的好处有两个方面:一是可以提高存储利用效率,二是扩大了 CEI 索引方法的使用范围.

本文第 1 节介绍相关工作.第 2 节介绍 ACEI 结构并进行复杂度分析.第 3 节是模拟实验.最后总结全文.

1 相关工作

通过设置区间来评估新到数据项的问题,本质上是一个数值区间查询问题.数值区间查询就是给定一个数值区间的集合 $Q=\{I_1, I_2, \dots, I_N\}$ 和一个数值 x ,其中, N 表示数值区间个数,判定集合 Q 中哪些区间覆盖了数值 x .在数据流背景下, Q 为查询区间(简称区间)集合, x 为查询值.现有的数值区间索引结构可以分为两类^[3]:

- (1) 直接区间索引结构(direct indexing):这是一类早先出现的基于二分查找的索引算法.这类算法在区间的端点集合上建立二分查找结构,查询时需要使用待查找的数值和区间的端点值进行比较;
- (2) 间接区间索引结构(indirect indexing):这是一类近年来出现的基于数值计算而非数值比较的索引算法.这类算法只需根据输入的查询值计算得到一个地址,然后将地址对应的若干个不相交集合并,即可得到查询结果.

对于直接区间索引结构的研究,从 20 世纪 80 年代以来已经有了许多工作进展,它们大多是把传统的数值集合上的索引结构改造成支持区间查询的直接区间索引结构.比较典型的直接区间索引结构是 IBS-tree^[5]和 IS-list^[6],它们都具有 $O(\log N)$ 的时间复杂度和 $O(N \cdot \log N)$ 的空间复杂度.其他索引结构还有 Segment-tree 和 Interval-tree^[7]等.虽然拥有 $O(\log N)$ 的时间复杂度,但是在数据高速流入时,其查询时间复杂度可能仍然不能满足需求,尤其是当 N 很大时.另外,一些处理多维区间的空间索引结构虽然也具有区间索引的能力,但它们大多是针对多维空间对象索引问题进行设计的,倾向于采用非主存索引方式,因而也不适合数据流处理^[3].

间接区间索引结构是近年来为了适应高速数据流处理的需求而提出的.Wu 等人提出了一种区间索引结构——CEI^[3,4]索引结构(简称 CEI 结构).CEI 结构是一个能对给定值域范围内的整数区间进行索引,并提供 $O(\log L)$ 时间复杂度的实数查询的索引结构.其中, L 为一个预先给定的整数.

1.1 CEI介绍

CEI 内含一组 VC(virtual constructs),用于对查询区间进行分解和索引,其组织形式如图 1 和图 2 所示.图 1 中端点值域被划分成长度为 L 的 CEI 基本单元,我们称 L 为 CEI 基本单元宽度.图中标有序号的一条横线表示一个 VC.在 CEI 基本单元中,上层 VC 长度是下层 VC 长度的 2 倍,最下层的 VC 长度为 1,称这种长度为 1 的 VC 为单位 VC.基本单元内的 VC 在逻辑上被组织成满二叉树的形式,如图 2 所示.层级是对二叉树每一层的标号,位置越低的层,其层级越大,叶子结点的层级被称为 CEI 基本单元深度.图 2 中,CEI 基本单元深度为 3,基本单元内共有 $2L=16$ 个 VC,其中包含一个假想的只用作对齐的编号为 0 的空 VC.

图 3 是一个 CEI 索引和查询示例,其中包含 14 个 VC,分别是 v_1, \dots, v_{14} ,用于分解查询区间 I_1, I_2 和 I_3 .分解时要求满足最大覆盖条件:如果一个区间覆盖两个较小 VC,而且这两个 VC 合并后刚好等于一个较大的 VC,那么区间将只被分解到这个较大 VC 上.分解结束后,查询区间的 ID 被插入分解到的 VC 的 ID lists 中,如图 3 中左

下部分所示.当数值 x 到来时,首先找到覆盖 x 的 VC,图中为 v_{11},v_9 和 v_8 ;然后将 v_{11},v_9 和 v_8 的 ID list 合并便得到命中 x 的查询区间集合,图中为 $\{I_1,I_2,I_3\}$.一方面,因为 CEI 的基本单元深度一般较小,所以查询时间非常短;另一方面,CEI 方法可以保证覆盖 x 的所有 VC 的 ID list 之间没有交集,因此集合的合并操作十分简单.文献[3]中的实验表明,CEI 索引结构的查询速度远远快于直接索引结构.

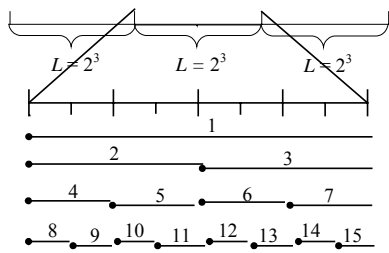


Fig.1 Example of CEI and its local IDs

图1 CEI 示例及其段内局部 ID

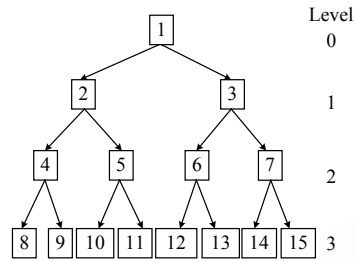


Fig.2 Binary tree of VCs and their labeling

图2 VC 二叉树及其标识

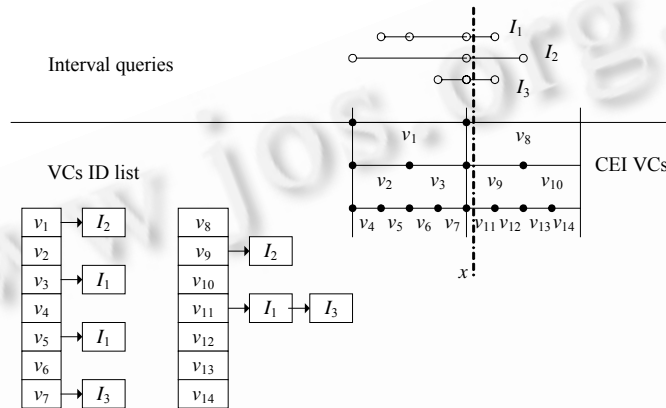


Fig.3 Example of CEI how to work

图3 CEI 使用示例

1.2 CEI结构存在的问题

CEI 结构的空间复杂度为 $O(R+N \cdot W/L+N \cdot \log(L))$,其中, R 表示 Q 中区间端点的值域, W 表示 Q 中所有区间的平均长度, L 为基本宽度.从空间复杂度第 1 项与 R 成正比上可知,CEI 在存储方面存在如下问题:

- (1) 当区间分布稀疏时,CEI 存储利用率低.因为无论 N 值为多少,索引结构中始终含有 $2R$ 个 VC,这将导致大量 VC 闲置未被使用,并且当 N 越小,闲置比例越高,CEI 存储利用率越低;
- (2) 当区间分布在一个很大端点值域下时,CEI 无法处理.一个极端的例子是,当 $R=2^{32}$ 时,CEI 中含有高达 2^{33} 个 VC,其 VC 闲置比例非常高,算法不可用.然而实际应用中,大值域下的整数区间索引是十分有意义的,例如,可以通过小数转整数的方法对高精度的小数区间进行索引.

经过上述分析可以看出,CEI 稀疏背景下存储利用率低与 CEI 索引结构中存在大量闲置 VC 有着直接关系,因而一个提高 CEI 存储利用率的途径是尽量减少闲置 VC 数量,以降低复杂度中与 R 的正比关系.

2 ACEI:一种新的空间更优的索引结构

对 CEI 结构区间分解过程的分析:一个区间主要被分解到 CEI 基本单元的最高层 VC,而仅有区间两端的一小部分被分解到其他层次的 VC.这表明闲置 VC 主要集中在较低的层内.又因为 CEI 结构中越低的层包含的 VC 越多,所以如果能对低层进行合理取舍,那么可以大幅降低闲置 VC 的数量,提高 CEI 的存储效率.我们将 CEI

基本单元内 VC 的层次划分为两类:上部 VC 层和最底单位 VC 层.上述闲置 VC 主要集中在上部 VC 层的下面部分以及最底单位 VC 层中.

为了尽量减少闲置 VC 数量,分别对上述两类 VC 层进行相应的处理:1) 对上部 VC 层,因为闲置 VC 主要集中在下面部分,所以我们引入参数 h ,描述对其中各层的取舍. h 表示仅保留 CEI 上部 VC 层中层级为 $0 \sim h$ 的各层,其他层次舍去;2) 对最底单位 VC 层,由于该层是 CEI 索引支持高速查询的基础,所以必须保留.但因为单位 VC 层包含了整个索引结构 VC 总量的 50%,所以应该对该层闲置 VC 进行削减.一种可行的处理方法是对单位 VC 层进行部分削减.我们的策略是将值域范围内的单位 VC 层分割为许多独立的块,然后对这些块分别进行取舍,如果索引时没有数据涉及一个块,那么该块就不生成.

2.1 结构介绍

根据上述分析,我们提出了一个基于 CEI 的改进结构——ACEI 结构,其基本单元如图 4 所示($H=3, h=1$, 即 $L=8, B=2$).我们引入参数 h ,以控制对上部 VC 层下面各层的取舍;沿用 CEI 结构中的参数 L ,在此表示 ACEI 基本单元的宽度,以控制插入 VC 的 ID 数量.对一个给定的查询区间集合 Q 而言,显然,当 L 和 h 确定后,ACEI 索引结构、其空间大小也就随之确定,其中,块的大小为 $L/2^h$.下面我们给出 ACEI 索引结构空间大小与参数 L, h 的函数关系.

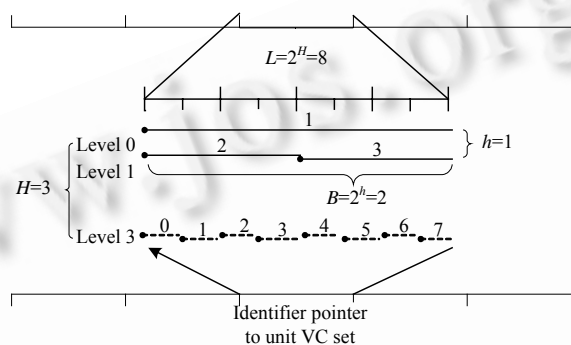


Fig.4 Example of a base segment structure of ACEI

图 4 ACEI 基本单元示例

ACEI 索引结构的空間大小取决于 4 个方面:1) VC 总数;2) 所有 VC 的 ID list 中 ID 的总数;3) 指向单位 VC 集合的句柄总数;4) 查询区间集合本身.由于查询区间集合本身和结构参数无关,因此不予考虑.设 Y 表示最坏情况下的索引结构存储开销,同时设 $B=2^h, L=2^H, B$ 和 H 的意义如图 4 所示.函数表达式**为

$$Y = \frac{R}{L}(2^0 + 2^1 + 2^2 + \dots + 2^h) + 2N \cdot L + N \frac{W}{L} + 2N \cdot h + 2N \frac{L}{B} + \frac{R}{L} \quad (1)$$

其中, R, N, h 均为非负整数, W 为实数且 $W \geq 1, L, B$ 为 2 的非负整数次幂且 $L > B \geq 1$.

- $\frac{R}{L}(2^0 + 2^1 + 2^2 + \dots + 2^h)$ 表示长度 > 1 的 VC 总数, 等于 $\frac{R}{L}(2B - 1)$;
- $2N \cdot L$ 表示最坏情况下单位 VC 总数;
- $N \frac{W}{L}$ 表示插入第 0 层中 VC 的 ID list 的 ID 总数;
- $2N \cdot h$ 表示最坏情况下插入第 $1 \sim h$ 层中 VC 的 ID list 的 ID 总数, 因为在这些层中, 一个区间 ID 至多被插入同层的 2 个 VC 中, 区间左右两端各对应一个, 否则不满足最大覆盖条件;
- $2N \cdot L/B$ 表示最坏情况下插入单位 VC 的 ID list 的 ID 总数, 其中, L/B 可以表示第 h 层的 VC 长度, 一个区间一端的分解结果包含的单位 VC 个数一定小于 L/B , 否则不满足最大覆盖条件;

** 因为一个 VC 和一个 ID 可以使用相同数量的空间进行表示, 所以两者在存储表示上权重一样.

• R/L 表示单位 VC 集合的句柄总数,每个 ACEI 基本单元一个.

原函数化简合并后,有

$$Y = 2R \frac{B}{L} + 2N \frac{L}{B} + 2N \cdot L + \frac{N \cdot W}{L} + 2N \log B \quad (2)$$

因为希望求取空间复杂度上界,所以可以通过适当放大简化计算.

因为 $B < L$, 所以 $\log B < \log L < L$, 用 L 替换 $\log B$, 放大函数 $Y(L, B)$ 为函数 $y(L, B)$.

于是有

$$y = 2R \frac{B}{L} + 2N \frac{L}{B} + 4N \cdot L + \frac{N \cdot W}{L} \quad (3)$$

为便于计算, 设 $y(L, B)$ 中 L, B 均为实数.

2.2 空间复杂度分析

引理 1. 给定查询区间集合 Q , 当 $L = \sqrt{\frac{W}{4}}$, $B = \sqrt{\frac{N \cdot W}{4R}}$ 时, 有 $y(L, B) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$, 记此时 L, B 为 L_1, B_1 .

证明: 因为 L, B, N, R, W 均非负, 根据二次方均值不等式求 $y(L, B)$ 最小值, 引理易得证. \square

因 Y 中 B 只取 2 的非负整数次幂, 且 $B \geq 1$, 所以当上述 B_1 取值趋于 0 而 L_1 值异常大时, 引理 1 所得实数下结果将与实际相差很大. 为此, 我们将简单地对 $B_1 \leq 1$ 和 $B_1 > 1$ 两种情况分别讨论. 因讨论和证明需要, 引入引理 2.

引理 2. 给定查询区间集合 Q , 当 $L = \sqrt{\frac{2R + N \cdot W}{6N}}$, $B = 1$ 时, 仍有 $y(L, B) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$, 记此时 L, B 为 L_2, B_2 .

证明: 将 $B=1$ 代入公式(3)后, 对其进行二次方均值不等式求最小值, 引理易得证. \square

引理 3. 给定查询区间集合 Q , 当 $B_1 > 1$ 即 $N \cdot W > 4R$ 时, 取 $L = 2^{\max(\lceil \log L_1 \rceil, \lceil \log B_1 \rceil + 1)}$, $B = 2^{\lceil \log B_1 \rceil}$, 有 $y(L, B) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$, 记此时 L, B 为 L_{01}, B_{01} .

证明: 因为 $L_1 \leq L < L_1 + a, B_1 \leq B < B_1 + b$, 其中 a, b 为使上述条件可以成立的最小正数, 对公式(3)有

$$y(L, B) < 2R \frac{B_1 + b}{L_1} + 2N \frac{L_1 + a}{B_1} + 4N \cdot (L_1 + a) + \frac{N \cdot W}{L_1} = y(L_1, B_1) + 2R \frac{b}{L_1} + 2N \frac{a}{B_1} + 4N \cdot a,$$

根据引理 1, 有 $y(L_1, B_1) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$, 另外, 可以证明 $2R \frac{b}{L_1} + 2N \frac{a}{B_1} + 4N \cdot a = O(\sqrt{N \cdot R} + N\sqrt{W})$,

所以 $y(L, B) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$. \square

引理 4. 给定查询区间集合 Q , 当 $B_1 \leq 1$, 即 $N \cdot W \leq 4R$ 时, 取 $L = 2^{\max(\lceil \log L_2 \rceil, \lceil \log B_2 \rceil + 1)}$, $B = 2^{\lceil \log B_2 \rceil} = 1$, 有 $y(L, B) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$, 记此时 L, B 为 L_{02}, B_{02} .

证明: 将 $B=1$ 代入公式(3), 对 L 做如引理 3 处理, 引理 4 易得证. \square

定理. 给定查询区间集合 Q , 当 $N \cdot W > 4R$ 时取 $L=L_{01}, B=B_{01}$ 或当 $N \cdot W \leq 4R$ 时取 $L=L_{02}, B=B_{02}$, ACEI 索引结构最坏情况下的空间复杂度为 $O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$.

证明: 根据引理 3 和引理 4 可知, 当 $N \cdot W > 4R$ 时, 取 $L=L_{01}, B=B_{01}$ 或当 $N \cdot W \leq 4R$ 时, 取 $L=L_{02}, B=B_{02}$, 有

$$y(L, B) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W}).$$

因为此时 L, B 是 2 的非负整数次幂且 $L > B \geq 1$, 又 $Y(L, B) < y(L, B)$, 所以有 $Y(L, B) = O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$. \square

2.3 与 CEI 结构的时空复杂度比较

为比较方便, 现对 CEI 和 ACEI 在相同查询时间性能下的空间复杂度进行比较, 结果见表 1. 因为 CEI 和 ACEI 的时间复杂度与 VC 总层数成正比, 因而相同 VC 层数具有相同的时间性能. 若 CEI 中参数 L 用 L_C 表示, 那么 CEI 的 VC 总层数为 $\log(L_C) + 1$, 为了使 CEI 和 ACEI 有相同的 VC 总层数, 应根据 ACEI 的 VC 总层数设置 L_C 值:

- (1) 当 $N \cdot W \leq 4R$ 时, ACEI 的 VC 总层数为 2, 而 CEI 的 VC 总层数为 $\log(L_C)+1$, 若让两者查询时间性能相当, 那么应有 $\log L_C=1$, 根据该 L_C 值, 有 CEI 空间复杂度为 $O(R+N \cdot W)$;
- (2) 当 $N \cdot W > 4R$ 时, ACEI 的 VC 总层数为 $\lceil \log \sqrt{N \cdot W / (4R)} \rceil + 2$, 而 CEI 的 VC 总层数为 $\log(L_C)+1$, 若让两者查询时间性能相当, 那么应有 $\log L_C = \lceil \log \sqrt{N \cdot W / (4R)} \rceil + 1$, 根据该 L_C 值, CEI 的空间复杂度为

$$O(\sqrt{R} \cdot (\sqrt{R} + \sqrt{N \cdot W}) + N).$$

Table 1 Comparison of space complexity of ACEI's and CEI's

表 1 ACEI 和 CEI 空间复杂度比较

	$N \cdot W \leq 4R$	$N \cdot W > 4R$
CEI	$O(R+N \cdot W)$	$O(\sqrt{R} \cdot (\sqrt{R} + \sqrt{N \cdot W}) + N)$
ACEI	$O(\sqrt{R \cdot N} + N \sqrt{W})$	$O(\sqrt{N} \cdot (\sqrt{R} + \sqrt{N \cdot W}))$

从表 1 可知, 当 $N \cdot W \leq 4R$ 时, 即区间分布比较稀疏时, ACEI 空间复杂度优势明显, 尤其是在 R 很大而 N 较小时. 当 $N \cdot W > 4R$ 时, N 和 R 比较接近, 所以两者存储利用率趋于一致.

3 实验及结果分析

3.1 实验说明

文本实验采用模拟数据. 实验中, 我们将比较 CEI 索引结构和 ACEI 索引结构在相同查询时间性能下的存储占用量. 若 ACEI 中 L 参数用 L_A 表示, 为了使两者查询时间性能相当, ACEI 结构参数 L_A, B 由 $L_A=L_{01}, B=B_{01}$ 或 $L_A=L_{02}, B=B_{02}$ 得到, 而 CEI 结构参数 L_C 对应地由 $\log(L_C) = \lceil \log(B_{01}) \rceil + 1$ 或 $\log(L_C) = \lceil \log(B_{02}) \rceil + 1$ 得到.

实验测试数据为随机生成, 对给定的 N, W, R , 数据生成策略如下: 对每一个查询区间, 在 $[0, R)$ 内随机分配一个值作为区间起点, 然后在 $[0, 2W)$ 范围内为其随机分配一个值作为区间长度, 如果此时区间右端点在 $[0, R)$ 内, 那么该区间有效, 直到生成 N 个区间为止.

我们同时给出 ACEI 结构和 CEI 结构在时间和空间上的对比数据. 其中, 空间值仅表示索引结构本身所占空间, 而查询时间则是执行 10^6 次随机查询所得的平均时间. 时间值中包含报告结果的时间, 策略是遍历所有被命中的区间, 并统计命中区间总数. 实验环境: Intel Pentium D 2.8G(双核), 1G 内存, Win XP SP2.

下面的实验分别针对区间分布稀疏和区间分布密集两种情况进行.

3.2 区间分布稀疏时 CEI 和 ACEI 的比较

实验 1. 目的是查看 N 很小、 W 较小时, 索引结构大小和 R 的关系. 取 $N=10^3, W=1024, R$ 从 2^{20} 变化到 2^{32} , 每次 R 乘以 2. 结果如图 5 所示. 图中的 2^{32} 表示 2^{32} .

实验 2. 目的是查看 N 较大、 W 较小时, 索引结构大小和 R 的关系. 取 $N=10^5, W=1024, R$ 从 2^{20} 变化到 2^{32} , 每次 R 乘以 2. 结果如图 6 所示.

两组实验表明, 在区间分布稀疏的情况下, ACEI 索引结构极大地改进了 CEI 结构的存储效率. 无论查询区间 N 较小还是较大, ACEI 结构空间开销增长和 $\sqrt{\Delta R}$ 成正比, 而 CEI 结构则和 ΔR 成正比. 实验结果验证了 ACEI 空间复杂度的改进结果. 在图 5(a) 和图 6(a) 中, 由于 CEI 方法空间增长过快, 以至于当端点值域分别达到 2^{27} 和 2^{26} 时, 因内存开销过大使得实验所用机器难以处理, 因而图 5 和图 6 中缺少部分折线. 时间比较方面, 从图 5(b) 和图 6(b) 可见, ACEI 结构和 CEI 结构的平均查询时间非常接近, 相差都在 $0.1 \mu s$ 以内. 由于实验 1 中仅含 1 000 个区间, 且区间分布非常稀疏、ACEI 基本单元高度很小, 所以包含报告时间的平均查询时间非常小, 使结果易受系统的其他因素影响, 导致图 5(b) 中所示的波动结果.

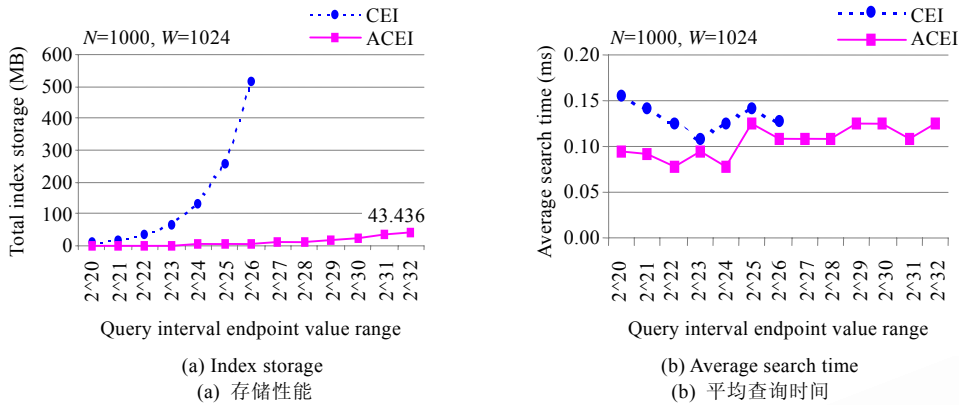


Fig.5 Comparison of ACEI and CEI when distribution is very sparse

图 5 区间分布十分稀疏时 ACEI 和 CEI 比较

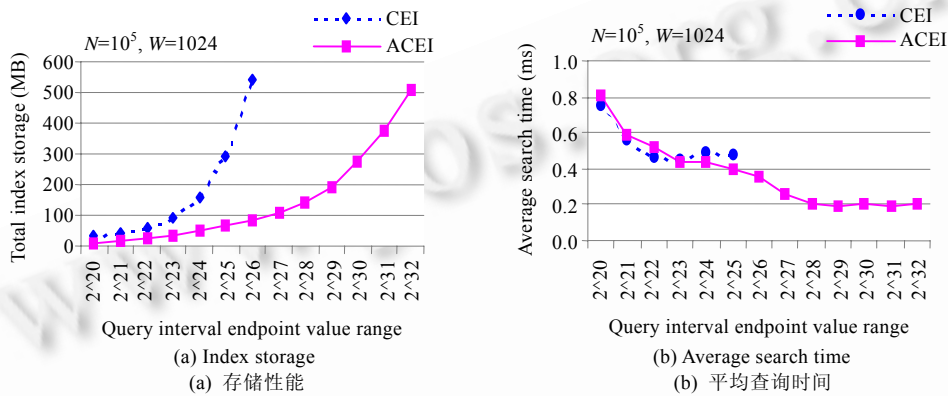


Fig.6 Comparison of ACEI and CEI when distribution is sparse

图 6 区间分布比较稀疏时 ACEI 和 CEI 的比较

3.3 区间分布密集时 CEI 和 ACEI 的比较

实验 3. 目的是要测试在区间分布密集的情况下, CEI 与 ACEI 在查询性能相当时, 索引结构空间上的差别. 实验中, 设置 $R=2^{20}$, $W=256$, N 逐步从 10 000, 增加到 1 280 000, 每次 N 乘以 2. 实验结果如图 7 所示.

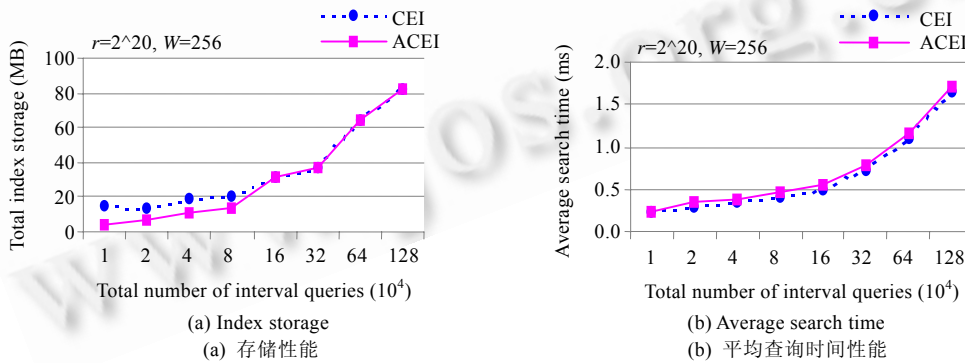


Fig.7 Comparison of ACEI and CEI when distribution is dense

图 7 区间分布密集时 ACEI 和 CEI 的结构比较

由图 7(a)可见, 当 N 不断趋向于 R 时, CEI 结构与 ACEI 结构的存储开销不断逼近, 当 N 接近 R 时, 两者存储

性能完全一样(图 7(a)中,区间数在 32 万之后两折线重叠),这与前面分析得到的 $N \cdot W > 4R$ 时的复杂度结果一致. 查询时间方面,ACEI 结构始终略高于 CEI 结构,但两者的差值始终在 $0.1\mu\text{s}$ 之内.

4 总 结

在大规模高速数据流处理问题中,一个常驻主存并能提供高速查询的索引结构具有十分重要的意义.CEI 结构虽然在查询速度上十分符合数据流处理的需求,但它有存储利用率较低的问题,尤其是在区间分布稀疏时更为严重.为了解决这个问题,我们针对 CEI 提出了 ACEI 结构,通过严格的数学推导可以证明,ACEI 索引结构在最坏情况下的空间复杂度为 $O(\sqrt{R \cdot N} + N\sqrt{W})$. 相比于 CEI 结构的空间复杂度 $O(R+N \cdot W/L+N \cdot \log(L))$,ACEI 将 CEI 与 R 成正比降低为与 $\sqrt{R \cdot N}$ 成正比,极大地改善了区间稀疏分布情况下的存储性能.当区间密集时,随着 N 趋向于 R ,ACEI 结构存储性能趋向于 CEI 结构,当 N 接近或大于 R 时,两者存储性能一样.总的说来,ACEI 结构更适合于高速的数据流查询区间索引问题.

致谢 在此,我们向谭建龙和刘燕兵对本文的工作所给予的支持和建议表示感谢.

References:

- [1] Carney D, Cetintemel U, Cherniack M, Convey C, Lee S, Seidman G, Stonebraker M, Tatbul N, Zdonik S. Monitoring streams—A new class of data management applications. In: Proc. of the Very Large Data Bases. 2002. <http://portal.acm.org/citation.cfm?id=1287389>
- [2] Madden SR, Shah MA, Hellerstein JM, Raman V. Continuously adaptive continuous queries over streams. In: Proc. of the ACM SIGMOD Int'l Conf. on Management of Data. 2002. <http://portal.acm.org/citation.cfm?id=564691.564698>
- [3] Wu KL, Chen SK, Yu PS. Interval query indexing for efficient stream processing. In: Proc. of the ACM CIKM. 2004. <http://portal.acm.org/citation.cfm?id=1031171.1031188>
- [4] Wu KL, Chen SK, Yu PS. Query indexing with containment-encoded intervals for efficient stream processing. Knowledge and Information Systems, 2006,9(1):62–90.
- [5] Hanson EN, Chaabouni M. The IBS-tree: A data structure for finding all intervals that overlap a point. WSU-CS-90-11. Wright State University, 1994.
- [6] Hanson EN, Johnson T. The interval skip list: A data structure for finding all intervals that overlap a point. In: Proc. of the 1991 Workshop on Algorithms and Data Structures (WADS). 1991. 153–164. <http://www.springerlink.com/content/d6j035h3t44n1541/>
- [7] de Berg M, van Kreveld M, Overmars M, Schwarzkopf O. Computational Geometry: Algorithms and Applications. Springer-Verlag, 2000.



姚秋林(1983—),男,浙江庆元人,硕士,主要研究领域为数据流处理,网络信息安全.



刘萍(1972—),女,助理研究员,主要研究领域为信息安全.



王映(1979—),男,博士,主要研究领域为数据流处理,网络安全.



郭莉(1969—),女,研究员级高工,主要研究领域为网络与信息安全.