

関係データベースのアクセス経路の評価

水摩正行 日吉茂樹 渡辺正信

(日本電気(株) C&C システム研究所)

1. はじめに

関係データベース(RDB)システムにおいては、ユーザは求めるデータをいかに導出するかという負担から解放され、どのようなデータが欲しいかを問い合わせ(Query)言語で記述すればよい。その導出作業はシステムに一任される。通常システムは、高速化をはかるため、使用頻度の高いアトリビュートに対し索引を設けたり、結合処理を容易に行うための処理機構(リンク、結合配列等)を設けている。目的データを求める方法は、上記のどのタプル呼出し機構や結合処理機構を利用するか、あるいは、その適用順序に依存して複数存在する。これらの実行手順をアクセス経路と呼ぶ。システム性能は、このアクセス経路の選択如何によって大きく左右される。高性能のRDBシステムを実現するためには、効率のよいアクセス経路を選択するオプティマイザ・アルゴリズムの組込みが必須となる。これまで、オプティマイザ・アルゴリズムに関して、いくつかの提議や実験システムの報告がなされている。それらは、条件式やアクセス機構に対し、先験的に優先度を与える発見的な方式とI/O回数などのアクセスコストの評価に基づいて決めるコスト評価方式に大別できる。前者には、PRTV^[1], SQUIRAL^[2], SEQUEL^[3], RRP^[4] などがある。後者には、INGRES^[5], SYSTEM R^[6], RDB/VI^[7], Blasgen 氏^[8], Yao 氏^[9] の方式がある。アルゴリズムは、PRTVのように関係代数の演算子を中心に注目した簡単なものから、Yao 氏の方式のように細かいレベルの構成要素をモデル化し、コスト評価を行うものまで様々である。

今後、種々の形態のRDBシステムが商用システムとして出現すると思われるが、それらに対し、どのようなオプティマイザ・アルゴリズムを採用すべきかは、そのシステムの設計目標、応用領域、データベースの規模などに依存して決定すべきであろう。

著者らは、このようなことから、それぞれシステムに合った高性能のオプティマイザ・アルゴリズムの開発を目的とし、種々の形態のRDBシステムを詳細にモデル化し、そのアクセス経路を評価するシミュレータROSE^[10]を開発した。

ROSEは、従来なされた評価モデルの代表例であるYao 氏のモデルと比べた場合次の特徴がある。

- (1) n 変数Queryを表現できる。
- (2) アトリビュート特性は、その値に対するタプル分布(値分布と略す)で表現している。
- (3) 処理機構として、ビットマップ、結合配列が取り扱える。
- (4) 結合処理方式として、ソート・マージ方式の他、ネストループ方式を考慮している。更に、フィードバック効果も考慮している。
- (5) 性能指標として、I/O回数、CPU時間、ワークスペース量を取り扱える。

本稿では、ROSEの紹介と、一般的RDBシステムが準備しているアクセス経路に対し、ROSEを使って評価した結果について報告する。

最小コストのアクセス経路は、 $0 \leq S_{12} < 0.0005$, $0.0005 \leq S_{12} < 0.01$, $0.01 \leq S_{12}$ に対して、それぞれ経路4, 経路1, 経路2となっている。まず結合順序の異なる経路1と経路2のコスト比較をすると、 $S_{12} = 0.01$ でトレードオフが得られる。コストの差は、中間結果のソートコストの差と見える。 $S_{12} = 0.01$ では、 $R_1 \oplus R_2$ と $R_2 \oplus R_1$ のページ数が等しく、ソートコストに差が生じない。但し、リレーション毎の結合方式が異なる場合には、結合順序によるトレードオフ点は、中間結果のバランス点より多少ずれると考えられる。

中間結果の保持形式の異なる経路1(WR形式)と経路3(WI形式)を比較すると、 S_{12} の全領域でWR形式が優る。WI形式の場合、中間結果スペース量がWR形式より少く、ソートコストが小さくて済むが、最終結果生成時に、再度ダブルアクセスを行うコストが合計にかかるためである。制限/結合処理順序の違いによるコスト差は、経路1と経路4の比較により得られる。このトレードオフ点($S_{12} = 0.0005$)は、制限選状態と結合選状態の関係により求まる。即ち、各リレーションでのダブルアクセスコストの和の等しい点($S_{12} = 0.002$)の近くにはトレードオフ点がある。ただし、リレーション R_3 でのソートコストの違いにより、多少ずれる。

6. おわりに

アクセス経路評価用シミュレータROSEの概要と、本シミュレータによる代表的なアクセス経路のコスト評価結果について報告した。与えられたQueryに対しては、種々のアクセス経路が存在し、それらは、処理コストの点において、著しい差が生じ、オプティマイザがRDBシステムにおいて大きな役割を果たし得ることが確認された。また、それらのコストは、制限選状態/結合選状態などに依存し、特徴的なトレードオフを示すことが判った。我々は、現在これらの特性を利用し、効率の良いオプティマイザ・アルゴリズムを開発している。

最後に、本研究の機会を与えて下さった日本電気(株)ソフトウェア生産技術研究所 所長代理、C&Cシステム研究所 コンピュータシステム研究部 三上部長、有意義の助言を頂いた箱崎課長、牧野主任に深謝します。また、本開発、評価に協力頂いた日本システムアプリケーション(株) 小林氏に深謝します。

<参考文献>

- (1) S.J.P.Todd, "The Peterlee Relational Test Vehicle - a system overview", IBM Syst. J., No.4, 1976.
- (2) J.M.Smith, et.al., "Optimizing the Performance of a Relational Algebra Database Interface", CACM, Vol.18, No.10, 1975.
- (3) M.M.Astrahan, et.al., "Implementation of a Structured English Query Language", CACM, Vol.18, No.10, 1975.
- (4) 井上, 長孝 「関係検索プログラム(RRP)における演算アルゴリズムの最適化手法」 54年度信学全口大会
- (5) M.Stonebraker, et.al., "The Design and Implementation of INGRES", ACM TOD, Vol.1, No.3, 1976.
- (6) P.G.Selinger, et.al., "Access Path Selection in a Relational Database Management System", Proc. ACM SIGMOD, 1979.
- (7) 牧之内 他, 「RDB/V1のアクセスパス選択方式」 情報処理20回全口大会
- (8) M.W.Blasgen, et.al., "Storage and Access in Relational Data Bases", IBM Syst. J., No.4, 1977.
- (9) S.B.Yao, "Optimization of Query Evaluation Algorithms", ACM TOD, Vol.4, No.2, 1979.
- (10) 日吉 他, 「RDBアクセスパス選択方式の評価ツール」 情報処理22回全口大会
- (11) 清田 他, 「RDBアクセス経路コスト評価手法について」 56年度信学全口大会情報システム部門全口大会(予備)

ここでは、次のものを考える。

(1) リレーションスキャン：リレーションのタプルを連続的にアクセスし、検索条件を満たすものを得る。

(2) 索引を介したアクセス：アトリビュート値をキーとし、索引により対応するタプルを検索し、残りの検索条件をチェックする。物理ファイル上のタプル配置により、クラスタリング索引と非クラスタリング索引に分類される。

3.3 処理方式

3.3.1 中間結果保持形式

(1) WR形式：最終結果に含まれるアトリビュート、および以降の処理で必要とされるアトリビュートの値を中間ワークとして保持する。

(2) WI形式：以降の結合条件チェックのため、必要とするアトリビュートの値とTIDを保持する。

3.3.2 制限処理方式

制限処理方式として次の3つの方式がとりうるものとする。

(1) ビットマップ方式(BM方式)：制限条件を満たすタプルのTIDをビットマップの形式で保持し、AND条件やOR条件をビットマップ間のAND/OR演算として実行する。なお、ビットマップは木構造の形で管理される。

(2) 制限索引利用方式：制限条件の付されたアトリビュートに対する索引により条件を満たすタプルのTID情報を得、タプルアクセス時に残りの制限チェックを行う方式。クラスタリング索引の時RCX方式、非クラスタリング索引のときRNX方式と呼ぶ。

(3) ベースリレーションスキャン方式(SCN方式)：物理ファイル上のリレーションをスキャンして制限条件をチェックする。

3.3.3 結合処理方式

結合処理アルゴリズムを、次の2つに分類する。

(1) ネストループ方式(NL方式)：2つのリレーションの一方をOuterリレーション、他方をinnerリレーションとする。まず、Outerリレーションの1タプルを取り出し、その結合キー値に基づいて対応するタプルをinnerリレーションより得る。この操作をOuterリレーションのタプルを取り換えて繰返す。

(2) ソートマージ方式(SM方式)：結合キーに関する索引が両リレーションに存在するとき利用される方式であり、索引が存在しない場合には、リレーションアクセスにより、結合キーでソートしたWI形式の中間結果を前処理として、作成する。結合操作は、2つの索引をキー値で同期をとりながらスキャンすることにより行われる。

また、結合対象リレーションの形態により結合形式を次のように分類する。

(1) JI-JI形式：結合索引間結合

(2) JI-R形式：結合索引対リレーション結合

(3) R-R形式：リレーション間結合

(4) JA形式：結合配列利用。結合配列とは、

結合キー値毎に両リレーションのタプルのTIDを保持して配列を置く。

表3.1に、上記の結合形式に対し適用可能な

表3.1 結合形式と結合アルゴリズムの対応

形式 \ アルゴリズム	NL方式	SM方式
形式		
JI-JI		○
JI-R	○	○
R-R	○	○
JA		○

結合処理アルゴリズムを示す。

3.3.4 制限/結合処理順序

n 変数Queryの処理において、1つのリレーションに注目すると、制限/結合処理の順序に依り、次の3つのタイプがある。

(1) JRタイプ: JE又はJAの形式で結合操作を行なった後、タプルアクセス時に制限条件チェックを行なう。

(2) RJタイプ: 制限処理を行なった後に結合操作を行なう。

(3) IJRタイプ: 結合操作と制限処理とを並行に行なう。結合操作はJE又はJA形式により、また制限処理は制限索引を利用して行われ、それらの結果TIDに対し、intersectionがとられる。

上記の3つのタイプは、さらに図3.1に示す9通りの方式に分類される。

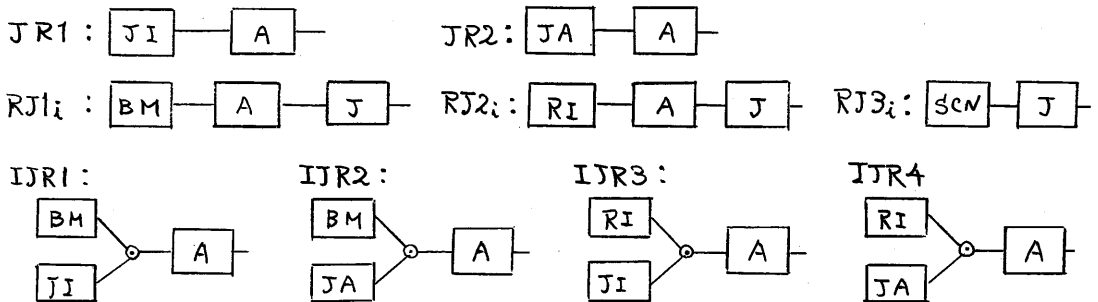


図3.1 制限/結合処理方式

図3.1において、Aはタプルアクセス、Jは結合処理、RIは制限索引アクセスを示す。また、RJ方式において、 $i=1$ のときには、Jの前でソート処理を行なわれ、 $i=2$ のときには、ソート処理を行なうものとする。なお、タプルアクセス以降に射影演算が行なわれることがある。JEは結合索引アクセスを示す。

4. コスト計算式

アクセス経路のコストは、リレーション検索に關する単位処理コストの和で求まる。この単位処理コストは、タプル呼出し機構、処理機構に依存して計算される。表4.1に、単位処理コスト式でのパラメータを、表4.2に単位処理コスト式を示す。なお、コストは、ページアクセス回数に限定している。次に、1変数Query処理と2変数Query処理に關する代表的なアクセス経路のコスト計算式を示す。 n 変数Query処理($n \geq 3$)のコストは、2変数Queryの積み上げとなる。

4.1 1変数Query処理のコスト計算式

$$(1) \text{ビットマップ利用: } C_{BM}(n'_{ik}) = \sum_{j \in J} \{R(n_{ij}) + 2B(n_{ij})\} + 2B(n_{ik}) + A(n_{ik}) + P(n_{ik}, w_i) + 2W(n'_{ik}, e_i)$$

$$(2) \text{制限索引利用: } C_{RI}(n'_i) = R(n_i) + A(n_i) + P(n_i, w_i) + 2W(n'_i, e_i)$$

$$(3) \text{ハース・リレーション・スキャン: } C_{scn}(n'_i) = A(n_i) + P(n_i, w_i) + 2W(n'_i, e_i)$$

$$\text{なお、 } n_{ik} = N_i d_i p_i, \quad n'_{ik} = n_{ik} \cdot p, \quad n_i = N_i d_i p_i, \quad n'_i = n_i \cdot p$$

表4.1 コスト計算式のパラメータ

記号	パラメータ	記号	パラメータ
N_i	テーブル数	M	マージオーガ
r_i	テーブルサイズ	n_i	対象エントリ数
x_i	索引サイズ	δ_i	ソートマージにおけるアクセスカット率 ($\delta_i=0$ は 1.0)
d_i	TID サイズ	α_i	最小のアトリビュート選択度
v_i	キー値サイズ	β_i	α_i 以外のアトリビュート選択度
p	ページサイズ	s_i	セミ結合選択度
b	ビットマップブロック・ビット数	s_{ij}	結合選択度
w_i	中間結果エントリサイズ	l_i	結合キー値が同一のテーブル数
e_i	最終結果エントリサイズ	ρ	射影選択度
E	$\sum_i e_i$	v_i	異なるキー値数
T	索引トリプル多重度	$\hat{s}_i$	キー値に因するセミ結合選択度

表4.2 単位処理コスト計算式

・制限索引: $R(n_i) = \lceil \log_T N_i x_i / p \rceil + \lceil n_i \cdot x_i / p \rceil$ ($n_i = N_i d_i$)
・テーブルアクセス: $A(n_i) = \lceil N_i r_i \phi(n_i) / p \rceil$
$\phi(n_i) = \begin{cases} 1 & (\text{ヘスリレゾンスキャン}) \\ n_i / N_i & (\text{クラスタリング索引検索後}) \\ 1 - \prod_{k=1}^{n_i} (1 - \frac{p/r_i}{N_i - k + 1}) & (\text{非クラスタリング索引検索後}) \end{cases}$
・ソート: $S(n_i, w_i) = \lceil 2 \lceil \frac{n_i w_i}{p} \rceil \log_M \lceil \frac{n_i w_i}{p} \rceil \rceil$
・ビットマップアクセス: $B(n_i) = \lceil \frac{N_i}{b} \psi(n_i) \rceil$ $\psi(n_i) = \begin{cases} 1 & (n_i < b) \\ 1 - \prod_{k=1}^{n_i} (1 - \frac{b}{N_i - k + 1}) & (n_i \geq b) \end{cases}$
・射影: $P(n_i, w_i) = S(n_i, w_i)$
・ワーク入力/出力: $W(n_i, w_i) = \lceil n_i w_i / p \rceil$
・ソートマージ結合: $SMJ(n_1, w_1, n_2, w_2) = \lceil n_1 \cdot w_1 \cdot \delta_1 / p \rceil + \lceil n_2 \cdot w_2 \cdot \delta_2 / p \rceil$
・ネストループ結合: $NSB(n_i) = \lceil n_i w_i / p \rceil + n_i \{ \lceil \log_T N_i x_i / p \rceil + \lceil N_i x_i s_{i2} / p s_i \rceil \}$
・結合配列スキャン: $JA(N_1, N_2) = \lceil \{ v_1 \hat{s}_1 + (N_1 s_1 + N_2 s_2) d \} / p \rceil$

Gal: a以上の最小の整数

4.2 2変数Query処理のコスト計算式

図3.1で示された9通りの処理方式の組み合わせの中で代表的なもののコスト式を示す。以下方式の略号は (outer リレゾンス方式) - (inner リレゾンス方式) とする。

- (1) $C_{JRI-JRI} = SMJ(N_1, x_1, N_2, x_2) + 2W(n_{12}, w_{12}) + A(n_1) + A(n_2) + P(n'_{12}, E) + 2W(n'_{12}, E)$
 但し, $n_{12} = N_1 N_2 s_{12}$, $n_1 = N_1 s_1$, $n_2 = N_2 s_2 \theta_1$, $\theta_1 = 1 - (1 - d_1 \beta_1)^{d_1}$ γ_1 -FPR効果, $n'_{12} = n_{12} d_1 d_2 \beta_2$, $n'_{12} = n'_{12} p$
- (2) $C_{RJ2-JRI} = C_{RI}(n_1) + NSB(n'_1) + 2W(n_{12}, w_{12}) + A(n_2) + P(n'_{12}, w'_{12}) + 2W(n'_{12}, E)$ $\begin{cases} n_1 = N d_1, n'_1 = n_1 \beta_1, n'_{12} = n_{12} d_2 \beta_2 \\ n_{12} = n'_1 n_2 s_{12}, n_2 = N_2 s_2 \theta_1, n'_{12} = n'_{12} p \end{cases}$
- (3) $C_{RJL-JRI} = C_{BI}(n_1) + S(n_1, w_1) + SMJ(n_1, w_1, n_2, x_2) + 2W(n_{12}, w_{12}) + A(n'_2) + P(n'_{12}, w'_{12}) + 2W(n'_{12}, E)$ $\begin{cases} n_1 = N_1 d_1 \beta_1, n_{12} = n_1 N_2 s_{12}, n'_{12} = n'_{12} p \\ n'_2 = N_2 s_2 \theta_1, n'_{12} = n_{12} d_1 \beta_2 \end{cases}$
- (4) $C_{RJ12-RJ12} = C_{BI}(n_1) + S(n_1, w_1) + C_{BI}(n_2) + S(n_2, w_2) + SMJ(n_1, w_1, n_2, w_2) + P(n'_{12}, w_{12}) + 2W(n'_{12}, E)$ $\begin{cases} n_{12} = N_1 d_1 \beta_1, n'_{12} = n_1 n_2 s_{12} \\ n'_{12} = n'_{12} p \end{cases}$

$$(5) C_{JR2-JR2} = JA(N_1, N_2) + 2W(n_{12}, w_{12}) + A(n_1) + A(n_2) + P(n'_{12}, w'_{12}) + 2W(n''_{12}, E)$$

$$\left\{ \begin{array}{l} n_{12} = N_1 N_2 S_{12}, \quad n_i = N_i S_i \\ n'_{12} = n_{12} d_1 d_2 \beta_1 \beta_2, \quad n''_{12} = n'_{12} P \end{array} \right.$$

$$(6) C_{IR1-IR1} = \sum_{j_1 \in J_1} \{R(n_{1j_1}) + 2B(n_{1j_1})\} + \sum_{j_2 \in J_2} \{R(n_{2j_2}) + 2B(n_{2j_2})\}$$

$$+ 2\{B(n_1) + B(n_2)\} + SMJ(N_1, x_1, N_2, x_2) + 2\{B(n'_1) + B(n'_2)\}$$

$$+ 2\{B(n_{11}) + B(n_{12})\} + A(n_1) + A(n_2) + W(n_1, w_1) + W(n_2, w_2)$$

$$+ SMJ(n_1, w_1, n_2, w_2) + W(n'_{12}, w_{12}) + P(n'_{12}, w_{12}) + W(n''_{12}, E)$$

$$\text{但し, } n'_1 = N_1 d_1 \beta_1, \quad n'_2 = N_2 S_2, \quad n_i = N_i d_i \beta_i S_i, \quad n'_{12} = n'_1 n'_2 S_{12}, \quad n''_{12} = n_{12} P$$

5. 数値例とその評価

ここでは、代表的なアクセス経路の特性といろいろな条件の下で比較評価する。評価データはROSEにより測定した結果である。次に、その測定環境と制約条件の概略を示す。

(1) アクセス経路の性能指標は、I/O (ページアクセス回数) を採用する。

(2) I/O バッファ特性は、単位処理に対し、十分な大きさのものとする。即ち、1度タプルを参照すると1つの処理フェーズが終了するまで、I/O バッファ上に存在する。

(3) アトリビュートの値分布はベータ分布を仮定する。

(4) 表5.1に標準的なデータベース特性を示す。

なお、ページ内タプル格納率は1.0としている。

表5.1 標準パラメータ値

N_1	5000	b	30,000
N_2	200バイト	T	400
x_2	10バイト	M	5
d	5バイト		
P	4000バイト		

5.1 1変数Queryの評価

5.1.1 SCN/RCX/RNX方式の比較

1制限条件Queryを実行する上での基本的なアクセス経路には、制限索引利用方式(RCX/RNX)とベースリレーション・スキャン方式(SCN)がある。これらのアクセス経路のコストが、条件式の示す制限選状態(d)によって、どのように影響されるかについて検討する。図5.1は結果エントリサイズ $E=20$ バイトの測定結果である。RNX方式は、常にRCX方式よりコストが高い。また、RCXのコストは d に比例している。一方RNX方式では、 $d \approx 0$ の点でコストが急激に増大し、 $d \geq 0.2$ の点においては、ほぼ傾きの低い直線になっている。これはRNXでは、ベースリレーションアクセス形態がランダム参照で、且つ、バッファ効果が最大と仮定されているためである。即ち、 $d \approx 0$ の点では1タプルにつき、ほぼ1回のI/Oが発生する。 $d \geq 0.2$ になれば、対象タプル数が1000件以上になり、ほぼ全タプルページ(250)の参照に近づく。傾きは索引参照と出力用I/Oコストの影響である。SCN方式のコストは d に対し線形で、その傾きは、出力用I/Oコストの影響である。SCN方式とのRNX方式、RCX方式とのトレードオフ点に対する d の値は、それぞれ $d_{13}=0.17$, $d_{12}=0.9$ となっている。

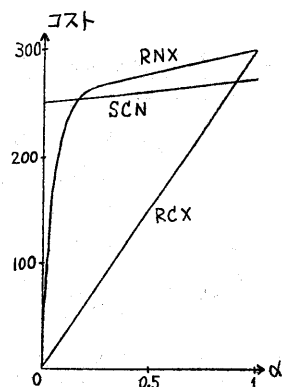


図5.1 1変数Queryの評価例

5.1.2 BM方式の効果

複数のアトリビュートに対し、制限条件がある場合には、ビットマップBM方式が新たに加わる。その効果について検討する。

図5.2は、2制限条件Queryにおける、アトリビュート選択 d_{11} , d_{12} とアクセス経路のコストの関係を示している。但し、出力用I/Oコストは含まれていない。また、破線 $RNX(1)$ は、 d_{11} に関する索引検索の後バースリレーション・テーブルにアクセスする方式である。 d_{12} を固定し、 d_{11} を0から1.0に変動させた場合、最小コストのアクセス経路は、一般に $RNX \rightarrow BM \rightarrow SCN$ 方式へと変動する。また、 RNX とBM方式との間には、最大2種のトレードオフ点がある。それぞれに対応する d_{11} の値を x'_{34} , x''_{34} ($x'_{34} < x''_{34}$) とする。 x'_{34} は、いずれも0に近い点にある。 $0 < d_{11} < x'_{34}$ は d_{11} による制限条件が強いため、タプルアクセスコストが小さく、それに比べ、BM作成オーバーヘッドが大きいので、 $RNX(1) < BM(1,2)$ となっている。一方、 x'_{34} は d_{12} の増大とともに減少している。即ち、 $d_{12} = 0.1$ では、 x'_{34} は存在せず、 $d_{12} = 0.2, 0.5$ に対して、 x'_{34} は0.7, 0.25となっている。 RNX 方式の代りに、 RCX 方式(d_{11} :クラスタリング索引)を仮定すると、 RNX の端点($d_{11} = 0, 1.0$ の点)を結ぶ直線となり、 d_{12} の値が小さくならない限り($d \leq 0.1$)、トレードオフ点は現われず、 RCX 方式が有利になる。

図5.3は、各アトリビュートに与えられる制限選択度と同じ条件にし、ビットマップ作成回数を変動させた結果を示す。図において BM_{10} は、ビットマップ作成回数を示す。 BM_4 と BM_{10} に注目すると、2つのトレードオフ点が存在し、それぞれに対応する α の値は $x'_{4,10} = 0.37$, $x''_{4,10} = 0.7$ となっている。両者を比較した場合、有利なアクセス経路は、 α の変動 $0 \leq \alpha < x'_{4,10}$, $x'_{4,10} \leq \alpha < x''_{4,10}$, $x''_{4,10} \leq \alpha < 1.0$ に従って、 BM_4 , BM_{10} , BM_4 と変化する。この傾向は α の大小関係により、一般的に云える。即ち、 α が0に近い点では、個々のアトリビュートの制限がともに小さいため、BM作成回数を増やると、BM作成のための索引検索オーバーヘッドが余分に増えることを示す。 α が1.0に近い点では、個々の制限効果が薄く、BMによって、目的タプルの候補をほぼせず、オーバーヘッドのみ回数に依存して増大することを示している。 $x'_{ij} \leq \alpha < x''_{ij}$ においては、新たなBM作成によって、削減されるタプルアクセスコストの方が、新しく作成するBM作成コストより高いことを示す。

以上、1変数Queryに関する基本アクセス経路 $SCN/RCX/RNX/BM$ 方式の特性について調べた。1変数Queryにおいては、この他、最終結果にORDER指定がなされた場合の影響が問題になる。即ち、アクセス経路の選択によっては、自然に最終結果ができあがる場合と、最終的にソート処理を要する場合がある。このソート処理のコストは最終結果エントリサイズ E の大きさによって、著しく異なるので注意を要する。

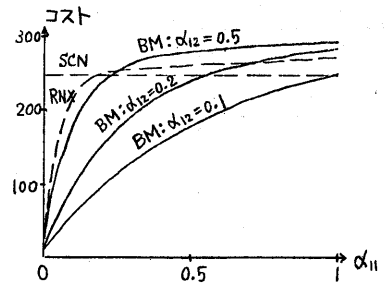


図5.2 2制限QueryでのBM方式の効果

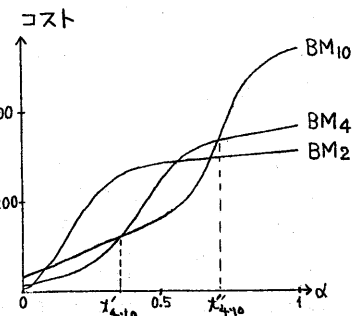


図5.3 n 制限QueryでのBM方式の効果

5.2 2変数Queryの評価

各リレーションでの制限/結合処理順序と結合アトリビュートの分布特性が、2変数Query処理コストに対して、それぞれどのように影響するかを評価する。このため、代表的ないくつかの2変数Query処理方式の数値例により、各方式の特性を示す。

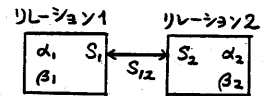


図5.4 評価パラメータ

5.2.1 評価環境

(1) Query特性: リレーション1(R1)とリレーション2(R2)に、それぞれ2個の制限条件(AND条件)があり、R1とR2は等価結合される。図5.4に評価パラメータを示す。

(2) 処理方式: 制限処理は、ビットマップBM方式、結合方式は、ソートマージSM方式、中間結果WR形式とする。

(3) データベース特性: R1, R2の主な特性値は、表5.1に従い、 $e_i = 20$ ($i=1, 2$)とする。なお、結合アトリビュートの定義域は $[0, 1]$ で、値の数500とする。また、R1, R2の結合アトリビュートの値域は、それぞれ、

$[0, 0.5]$, $[0.5(1-D), 1-0.5D]$ ($0 \leq D \leq 1$)

値の分布は、図5.5のベータ分布で対応する値域の部分とした。この時、 $\hat{S}_i = D$, $V_i = 250$ ($i=1, 2$)となる。ベータ分布の場合の結合選択度の求め方は、文献[11]を参照。

5.2.2 制限/結合処理順序の影響

次の5つの2変数Query処理を考える。

- ① JR1-JR1
- ② RJ12-JR1
- ③ RJ12-RJ12
- ④ JR2-JR2
- ⑤ IJR1-ITR1

なお、結合アトリビュートの値分布は共に一様分布 $(1, 1)$ とした。

図5.6は種々の制限条件(d_i, β_i)の下での結合選択度(S_i)に対する各方式の処理コストの変動と方式間のトレードオフを示す。図から、 S_i が0に近い時は、方式①が、 S_i が1.0に近い時は方式③が優れていることが判る。方式②が①、③より優れるのは(b)に示した一部分にすぎない。また、方式①は S_i 、方式②は d_i, β_i が非常に大きく影響している。故に、各リレーション毎に、制限と結合の処理順序をいかにして決定するかが重要な問題となる。これに対するひとつの解決策として、制限選択度と結合選択度の比較による決定が考えられる。

図5.7は、結合配列の効果を示すため、方式①と④のコストを示した。方式④の方が常に優れていることが判る。これは結合配列が、結合処理に不要なエントリを含まないため索引に比べ、ページ数を削減できるところにある。

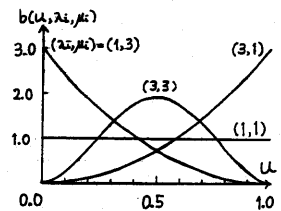
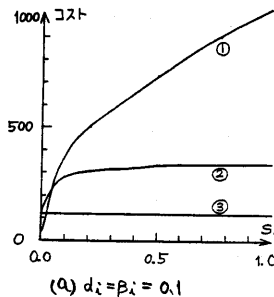
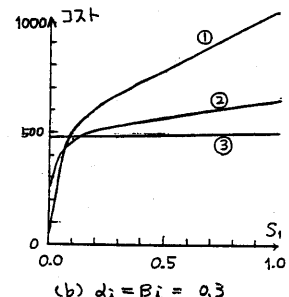


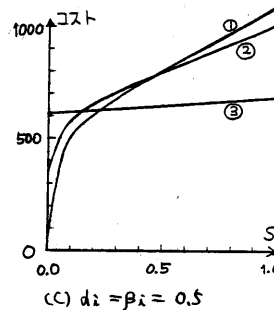
図5.5 ベータ分布



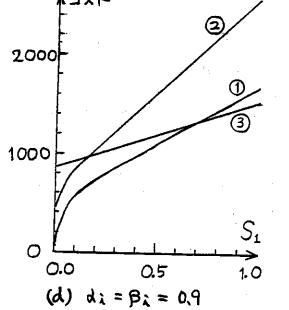
(a) $d_i = \beta_i = 0.1$



(b) $d_i = \beta_i = 0.3$



(c) $d_i = \beta_i = 0.5$



(d) $d_i = \beta_i = 0.9$

図5.6 制限/結合処理順序の影響

図5.8は、IJR方式⑤の効果を示すため、⑤と③④の比較を示している。⑤は制限と結合処理をダブルアクセス前に、並行して実行するので、安定した効果をもつ。すべてのアトリビュートに索引があり、BM方式が可能な場合は有効な方式と云える。

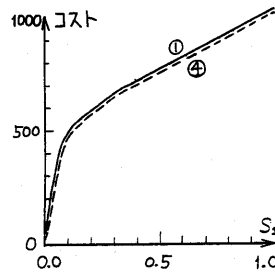


図5.7 結合配列の効果

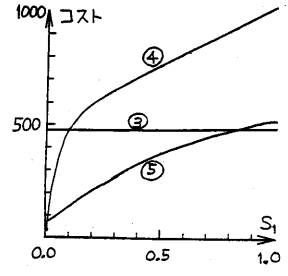


図5.8 IJR方式の効果

5.2.3 分布特性の影響

結合アトリビュートの値分布の形状が変化した場合、処理方式のコストが、どのような影響を受けるかをみる。図5.9は、方式①と③で、R1とR2の結合アトリビュート分布が、 $(\lambda_1, \mu_1, \lambda_2, \mu_2) = (33, 11), (11, 11), (13, 31)$ である時のコストをそれぞれ示す。この図から、方式①は分布形状の変化に対して、コスト変動が大きいが、方式③はコスト変動が比較的小さい。故に、アトリビュート値分布を単に一樣分布と近似した場合の誤差の影響は、方式により大きく異なる。このため、現実の値分布をできるだけ反映した最適化方式の検討が必要と思われる。

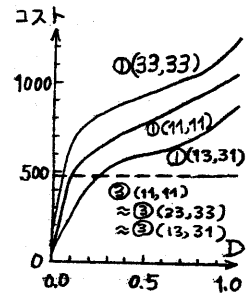


図5.9 分布特性の影響

5.3 3変数Queryの評価

ここでは、3変数Queryを対象とし、結合順序、制限/結合処理順序、中間結果保持形式などの異なるアクセス経路について、結合選状態 S_{ij} をパラメータとして変化させたときのQuery処理コストを評価している。

表5.2 評価対象アクセス経路

方式 経路	結合順序	R/J順序	7-7形式
経路1	$(R_1 \oplus R_2) \oplus R_3$	RJ22	WR
経路2	$R_1 \oplus (R_2 \oplus R_3)$	RJ22	WR
経路3	$(R_1 \oplus R_2) \oplus R_3$	RJ22	WI
経路4	$(R_1 \oplus R_2) \oplus R_3$	JR1	WR

まず、評価環境を示す。3つのリレーション R_1, R_2, R_3 について、 $\alpha_i = 0.1, \beta_i = 1, S_{23} = 0.01$ 、 $\alpha_i = 25, e_i = 20 (i=1,2,3)$ とする。そして、3変数Query実行のためのアクセス経路として、表5.2に示す経路1~4を考える。但し $\oplus$ は、結合操作を示すものとする。また、結合アルゴリズムとしては、ソートマージ方式を仮定する。

図5.10は結合選状態 S_{12} に対する各経路のコストを示している。

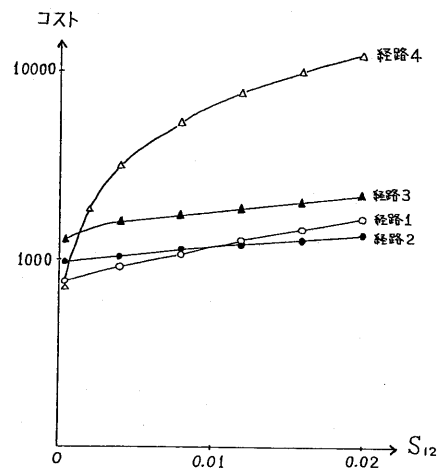


図5.10 3変数Queryのコスト評価例

最小コストのアクセス経路は、 $0 \leq S_{12} < 0.0005$, $0.0005 \leq S_{12} < 0.01$, $0.01 \leq S_{12}$ に対して、それぞれ経路4, 経路1, 経路2となっている。まず結合順序の異なる経路1と経路2のコスト比較をすると、 $S_{12} = 0.01$ でトレードオフが得られる。コストの差は、中間結果のソートコストの差と見える。 $S_{12} = 0.01$ では、 $R_1 \oplus R_2$ と $R_2 \oplus R_1$ のページ数が等しく、ソートコストに差が生じない。但し、リレーション毎の結合方式が異なる場合には、結合順序によるトレードオフ点は、中間結果のバランス点より多少ずれると考える。

中間結果の保持形式の異なる経路1(WR形式)と経路3(WI形式)を比較すると、 S_{12} の全領域でWR形式が優る。WI形式の場合、中間結果スペース量がWR形式より少く、ソートコストが小さくて済むが、最終結果生成時に、再度ダブルアクセスを行うコストが合計にかかるためである。制限/結合処理順序の違いによるコスト差は、経路1と経路4の比較により得られる。このトレードオフ点($S_{12} = 0.0005$)は、制限選状態と結合選状態の関係により求まる。即ち、各リレーションでのダブルアクセスコストの和の等しい点($S_{12} = 0.002$)の近くにはトレードオフ点がある。ただし、リレーション R_3 でのソートコストの違いにより、多少ずれる。

6. おわりに

アクセス経路評価用シミュレータROSEの概要と、本シミュレータによる代表的なアクセス経路のコスト評価結果について報告した。与えられたQueryに対しては、種々のアクセス経路が存在し、それらは、処理コストの点において、著しい差が生じ、オプティマイザがRDBシステムにおいて大きな役割を果たし得ることが確認された。また、それらのコストは、制限選状態/結合選状態などに依存し、特徴的なトレードオフを示すことが判った。我々は、現在これらの特性を利用し、効率の良いオプティマイザ・アルゴリズムを開発している。

最後に、本研究の機会を与えて下さった日本電気(株)ソフトウェア生産技術研究所所長代理、C&Cシステム研究所コンピュータシステム研究部三上部長、有意義の助言を頂いた箱崎課長、牧野主任に深謝します。また、本開発、評価に協力頂いた日本システムアプリケーション(株)小林氏に深謝します。

<参考文献>

- (1) S.J.P.Todd, "The Peterlee Relational Test Vehicle - a system overview", IBM Syst. J., No.4, 1976.
- (2) J.M.Smith, et.al., "Optimizing the Performance of a Relational Algebra Database Interface", CACM, Vol.18, No.10, 1975.
- (3) M.M.Astrahan, et.al., "Implementation of a Structured English Query Language", CACM, Vol.18, No.10, 1975.
- (4) 井上, 長孝 「関係検索プログラム(RRP)における演算アルゴリズムの最適化手法」 54年度信学会全国大会
- (5) M.Stonebraker, et.al., "The Design and Implementation of INGRES", ACM TOD, Vol.1, No.3, 1976.
- (6) P.G.Selinger, et.al., "Access Path Selection in a Relational Database Management System", Proc. ACM SIGMOD, 1979.
- (7) 牧之内 他, 「RDB/V1のアクセスパス選択方式」 情報処理20回全国大会
- (8) M.W.Blasgen, et.al., "Storage and Access in Relational Data Bases", IBM Syst. J., No.4, 1977.
- (9) S.B.Yao, "Optimization of Query Evaluation Algorithms", ACM TOD, Vol.4, No.2, 1979.
- (10) 日吉 他, 「RDBアクセスパス選択方式の評価ツール」 情報処理22回全国大会
- (11) 清田 他, 「RDBアクセス経路コスト評価手法について」 56年度信学会情報システム部門全国大会(予定)