

# ADABAS モデル

石井 義興

(Software AG)

はじめに

ADABAS は、1971年 P. Schnell (Software AG in West Germany) によって開発された Commercial DBMS である。

ADABAS は現在、全世界 200 社以上で使用されている。

ADABAS は、E. F. Codd の relational model [1], [2], [3] のメイン機能を実現しているが、まったく独立に考えられたものである。

特に、relation に対する search method が現実的である。

以下、ADABAS model について relational model との関連で、その特徴的機能を述べる。

ADABAS model では application 毎の高速データ検索のために index relations と inter-relational relationship relations から構成される Associator と名付けられた application 別の data base を保持している。ADABAS model はこの Associator を利用し、

relational operation を実行する。Associator を利用することにより Join operation は高速化し、relational operations は現実的なものとなる。なぜなら、relational model によつた場合には、Join operation は直接 relations の直積をとることを必要とするために、その operation 自体が時間と space の巨大化を招き、非現実的となる。

これを ADABAS の方法で避けられるからである。

relational model を実現する方法としては具体的に、すでに多数のユーザーで operational に用いられているものが重要である。

まず、ADABAS のわろい、構成について概要を述べ、ADABAS の最も特徴的機能であるデータ構造の考え方、及び relational operation について、実例と実測値を示す。

## 1. ADABAS のわろい

ADABAS は次の様な点を改善しようとしてデザインされた。

- データのタイプやリンクが変わつても、以前作ったプログラムが何となくそのまゝ動かないか。
- レコード内に定義されているフィールドの順序が変わつても、以前作ったプログラムがそのまゝ動かないか。
- レコード(ファイル)に新しいフィールド(属性)を追加して、レコード長やレイアウトが変わつても、以前作ったプログラムがそのまゝ動かないか。
- 値の入つていないフィールドや、値の入つていないくり返し、英数字項目のトレイリング、スペース、数字項目のリーディング、ゼロなどを何とかがテキストに入れない方法はないか。
- 分析と定義したフィールドに分析、解析と、より長いデータを入れる方法はないか。

- ・ インター・レコード・リレーションシップを自然に作り方法はないか。
- ・ 1つのファイルに多くのダイレクト・アクセス・キーを付けられないか。
- ・ 1つのファイルに対して内容検索がスピーディに行えないか。
- ・ 複数回のファイルにまたがって、スピーディに内容検索を行えないか。
- ・ O/SやM/Cが変わっても、変更なしにできないか。
- ・ オペレーションナルなRとマネージャリアルなRを同一に取扱えないか。
- ・ ディスク上のファイルのレコード件数を何時でも知る方法はないか。
- ・ どんな状態でダウンしても、それを簡単にリカバーする方法はないか。
- ・ データ・プロセス・ツィングの中で非常に多い、ソート・マージを減らす方法はないか。
- ・ ディスクのタイプが変わっても、以前作ったプログラムがそのまま動かないか。
- ・ デバイス・ハイパーキを容易に作れないか。
- ・ データ・ベースへのデータのロードインクは簡単にできないか。
- ・ データ構造などを考える必要はないか。
- ・ ミリ秒以内全体をオフタイムイズする様に、時々制御する方法はないか。
- ・ お金、稼動しているあらゆる優れたTPモニタと、インタフェースをとれないか。
- ・ ユーザレベルによって多種類の利用言語を使用できないか。
- ・ 多重処理が可能とできないか。
- ・ 検索保護 サイファリニ検索が簡単にできないか。
- ・ 非同期に稼動し、同一ファイルを更新しているプログラム群がマシンのダウン後も、同時にリカバーし、リストート出来るか。
- ・ バーチャル・フィールドや、バーチャル・ファイルの取扱いができないか。

以上がADABASの今日オマツカらしいのである。今後は更に、次のように持つていく。

- ・ ADABASをソフトウェアではなく、ハードウェア化できないか。
  - ・ 身合論的データ・プロセス・ツィングの方法に指向できないか。
- このように、ADABASの機能を述べたことにもなる。

## 2. ADABASの構成

### 2.1 ADABAS Data Baseの構成

ADABAS Data Baseは、次の3つのデータ・セットから構成される

ASSOCIATOR DATA SET  
DATA STORAGE DATA SET  
WORK DATA SET

ASSOCIATORは、キー・マヤ、ポス・リット、諸テーブルや INVERTED INDEX、INTER RECORD RELATION TABLE などが入っているデータ・ストレージである。

DATA STORAGE DATA SETは、データ・ベースに投入されたファイルが入っているデータ・ストレージである。

ASSOCIATORとDATA STORAGEとの関係は、図書館に例えれば ASSOCIATORは、本のINDEX類で DATA STORAGEは、

表庫 などのことを云える。

WORK DATA SETは ASSOCIATORのINDEXに対して集合演算などを行なった際のワークとして、また、リカバーのための諸情報の貯蔵場所として用いられる。

ADABASのデータ・ベースとは、単純にファイルの集合の事である。

ASSOCIATORは ADABASによってすべて管理され、ユーザーは、それの存在や操作に交とくする必要はなく、WORKデータ・セットに由ることも同様である。

DATA STORAGEとは、データが格納入り、ポインターなどはいっさい入っていない。

## 2.2 ADABASのユーザ・インタフェース

データ・ベースを利用する人々は、いろいろの階層に分けられる。DBAにっいては次に示れることに、ここでは直接それを利用する人々に対する言語について述べる。

ADABASには、次の言語インタフェースがある。

会話型言語インタフェース

・ ADASCRIP

・ ADACOM

リポート・ライター

・ ADAWRITER

・ MARKIV

・ EASYTRIEVE

ハイレベルDML

・ ADAMINT

ローレベルDML (親言語方式)

・ COBOL/FORTRAN/PL/I/ASMB

これは全て、ADANUCとは呼ばれるADABAS本体と、インタフェースを持ち、データ・ベースとのアクセスは、ADANUCによって行なわれる。

## 2.3 DBA機能

データ・ベースをスムーズに維持し、正しく、かつ最適に保持するための機能として、DBA (Data Base Administrator) 機能は重要である。

ADABASのDBA機能は強力である。それらを列挙すれば、次の通りである。

- ・ 今、各ファイルに何件のデータが投入され、それがディスク上のどの部分に、どこだけのスペースを占めているか。
- ・ 各ファイルのフォーマットはどうか。
- ・ どのファイルとどのファイルの間に関係があるか。
- ・ キーック、ポイントとは、何時の時点でとられているか。
- ・ あと使用されていないスペースは、どの程度残っているか。

などは、何時でも知る事ができる。

又、次の様な事が起っても、容易に、リタイリタイによって対処することができ、しかもこの際、データ・ベース上で稼働していたプログラムには、何の変更も生じない。

- ・ ディスクが一杯になったら拡張できる。

- ・ データ・ベースを、ある時点で戻せる。
- ・ 新ディスク、タイバースの増設が容易である。
- ・ グループ・リストア
- ・ 多量データのデータ・ベースへの追加
- ・ 新フィールドの追加
- ・ 新しいファイル回リレーションの設定
- ・ キーでないフィールドのキーへの変換
- ・ ファイルの削除、キーの削除、ファイル回リレーションの削除、
- ・ データ・ベースのリオーガー

これらは全て、2ファイルシステムによって行なうことが出来る。

### 3. データ構造

ADABASのファイル(relation)は relational model の様にフラットなものだけではない。1つのtupleの中に不定回のくり返し data を含むことも出来る。この操作を「structurization」と呼ぶ。この機能を利用して、階層構造は1 tupleと出来る。Codd [1], [2] の様に relation を normalize して、それを data base へ投入してもよい。relation の normalization を行うか、structurization を行うかは data の性質を基礎としたDBAの判断である。以下図を用いて解説しよう。

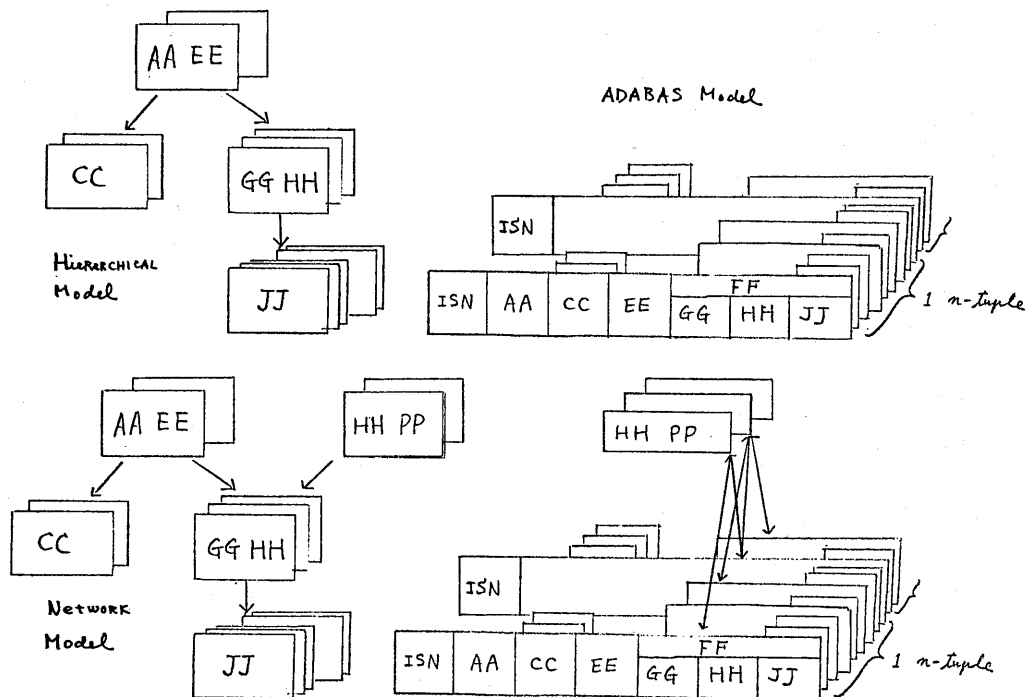


Fig.1 Hierarchical / Network model と ADABAS model

このように ADABAS model では Hierarchical model でも Network model でも自由に実現できる。このとき ADABAS ではどちらの group が親でどちらが子であるかを決める必要はない、親のほうの子や子のない親があってもよい。これは本来 data の有り方として自然なことである。

### 3.1 Relational model & ADABAS model

#### Relational model

CASE I R(P#, PD, PN, J#, JD, JM, JN)

| P#  | PD | PN  | J# | JD | JM  | JN |
|-----|----|-----|----|----|-----|----|
| 100 | A  | 50  | a  | X  | Y.A | 3  |
| 100 | A  | 50  | b  | Y  | K.T | 2  |
| 101 | B  | 70  | b  | Y  | K.T | 4  |
| 101 | B  | 70  | c  | Z  | T.K | 2  |
| 102 | D  | 100 | a  | X  | Y.A | 4  |
| 103 | C  | 60  | b  | Y  | K.T | 6  |
| 103 | C  | 60  | c  | Z  | T.K | 3  |
| 103 | C  | 60  | d  | W  | Y.I | 4  |

CASE II

PJ(P#, J#, JD, JM, JN)

|     |   |   |     |   |
|-----|---|---|-----|---|
| 100 | a | X | Y.A | 3 |
| 100 | b | Y | K.T | 2 |
| 101 | b | Y | K.T | 4 |
| 101 | c | Z | T.K | 2 |
| 102 | a | X | Y.A | 4 |
| 103 | b | Y | K.T | 6 |
| 103 | c | Z | T.K | 3 |
| 103 | d | W | Y.I | 4 |

CASE III

P(P#, PD, PN)

|     |   |     |
|-----|---|-----|
| 100 | A | 50  |
| 101 | B | 70  |
| 102 | D | 100 |
| 103 | C | 60  |

PJ(P#, J#, JN)

|     |   |   |
|-----|---|---|
| 100 | a | 3 |
| 100 | b | 2 |
| 101 | b | 4 |
| 101 | c | 2 |
| 102 | a | 4 |
| 103 | b | 6 |
| 103 | c | 3 |
| 103 | d | 4 |

J(J#, JD, JM)

|   |   |     |
|---|---|-----|
| a | X | Y.A |
| b | Y | K.T |
| c | Z | T.K |
| d | W | Y.I |

P(P#, PD, PN)

|     |   |     |
|-----|---|-----|
| 100 | A | 50  |
| 101 | B | 70  |
| 102 | D | 100 |
| 103 | C | 60  |

ADABAS model

CASE I R(ISN, P#, PD, PN, J#, JD, JM, JN)

(a)

| ISN | P#  | PD | PN  | J# | JD | JM  | JN |
|-----|-----|----|-----|----|----|-----|----|
| 1   | 100 | A  | 50  | a  | X  | Y.A | 3  |
| 2   | 100 | A  | 50  | b  | Y  | K.T | 2  |
| 3   | 101 | B  | 70  | b  | Y  | K.T | 4  |
| 4   | 101 | B  | 70  | c  | Z  | T.K | 2  |
| 5   | 102 | D  | 100 | a  | X  | Y.A | 4  |
| 6   | 103 | C  | 60  | b  | Y  | K.T | 6  |
| 7   | 103 | C  | 60  | c  | Z  | T.K | 3  |
| 8   | 103 | C  | 60  | d  | W  | Y.I | 4  |

(b)

| ISN | P#  | PD | PN  | J# | JD | JM  | JN |
|-----|-----|----|-----|----|----|-----|----|
| 1   | 100 | A  | 50  | a  | X  | Y.A | 3  |
| 2   | 100 |    |     | b  | Y  | K.T | 2  |
| 3   | 101 | B  | 70  | b  | Y  | K.T | 4  |
| 4   | 101 |    |     | c  | Z  | T.K | 2  |
| 5   | 102 | D  | 100 | a  | X  | Y.A | 4  |
| 6   | 103 | C  | 60  | b  | Y  | K.T | 6  |
| 7   | 103 |    |     | c  | Z  | T.K | 3  |
| 8   | 103 |    |     | d  | W  | Y.I | 4  |

relational model と ADABAS model の違いについて図を用いて説明する。relational model の CASE I ~ III はそれぞれ 1 ~ 3rd normal form を示したものである。

CASE I を ADABAS model で表現すると左図(a)のようになる。ここで ISN という attribute が追加されているがこれは tuple (record) に付けるユニークな番号である。

PD や PN は P# が決まれば必然的に決まる data、すなわち、values of nonprime attribute であり、relation 上で最初に現われる tuple 以外には投入しない方法もある。(J# に対する JD, JM も同様) この方法の例を左図(b)に示した。ADABAS は value がない attribute は data storage に投入されない。

## CASE II

(a) P (ISN, P#, PD, PN)

|   |     |   |     |
|---|-----|---|-----|
| 1 | 100 | A | 50  |
| 2 | 101 | B | 70  |
| 3 | 102 | D | 100 |
| 4 | 103 | C | 60  |

PJ (ISN, P#, J#, JP, JM, JN)

|   |     |   |   |     |   |
|---|-----|---|---|-----|---|
| 1 | 100 | a | X | Y.A | 3 |
| 2 | 100 | b | Y | K.T | 2 |
| 3 | 101 | b | Y | K.T | 4 |
| 4 | 101 | c | Z | T.K | 2 |
| 5 | 102 | a | X | Y.A | 4 |
| 6 | 103 | b | Y | K.T | 6 |
| 7 | 103 | c | Z | T.K | 3 |
| 8 | 103 | d | W | Y.I | 4 |

ADABAS model ではどのような tuple を形成することかでき、CASE II (a) は relational model の 2nd normal form を表わしたもので (b) は JD と JM は J# に対して value of non prime attribute であるため JD と JM を必要最小限に省略したものである。

(b) P (ISN, P#, PD, PN)

|   |     |   |     |
|---|-----|---|-----|
| 1 | 100 | A | 50  |
| 2 | 101 | B | 70  |
| 3 | 102 | D | 100 |
| 4 | 103 | C | 60  |

PJ (ISN, P#, J#, JD, JM, JN)

|   |     |   |   |     |   |
|---|-----|---|---|-----|---|
| 1 | 100 | a | X | Y.A | 3 |
| 2 | 100 | b | Y | K.T | 2 |
| 3 | 101 | b |   |     | 4 |
| 4 | 101 | c | Z | T.K | 2 |
| 5 | 102 | a |   |     | 4 |
| 6 | 103 | b |   |     | 6 |
| 7 | 103 | c |   |     | 3 |
| 8 | 103 | d | W | Y.I | 4 |

## CASE III

P (ISN, P#, PD, PN)

|   |     |   |     |
|---|-----|---|-----|
| 1 | 100 | A | 50  |
| 2 | 101 | B | 70  |
| 3 | 102 | D | 100 |
| 4 | 103 | C | 60  |

PJ (ISN, P#, J#, JN)

|   |     |   |   |
|---|-----|---|---|
| 1 | 100 | a | 3 |
| 2 | 100 | b | 2 |
| 3 | 101 | b | 4 |
| 4 | 101 | c | 2 |
| 5 | 102 | a | 4 |
| 6 | 103 | b | 6 |
| 7 | 103 | c | 3 |
| 8 | 103 | d | 4 |

J (ISN, J#, JD, JM)

|   |   |   |     |
|---|---|---|-----|
| 1 | a | X | Y.A |
| 2 | b | Y | K.T |
| 3 | c | Z | T.K |
| 4 | d | W | Y.I |

CASE III は relational model の 3rd normal form を ADABAS model を表わしたものである。

CASE II や III のように何種かの relation に分けた場合 ADABAS では修述する coupling という機能で relation 間の関連付けを行えばよい。

## CASE IV

(a) R (ISN, P#, PD, PN, J (J#, JD, JM, JN))

|   |     |   |    |   |   |     |   |
|---|-----|---|----|---|---|-----|---|
| 1 | 100 | A | 50 | a | X | Y.A | 3 |
|---|-----|---|----|---|---|-----|---|

|   |     |   |    |   |   |     |   |
|---|-----|---|----|---|---|-----|---|
| 2 | 101 | B | 70 | b | Y | K.T | 4 |
|---|-----|---|----|---|---|-----|---|

|   |     |   |     |   |   |     |   |
|---|-----|---|-----|---|---|-----|---|
| 3 | 102 | D | 100 | a | X | Y.A | 4 |
|---|-----|---|-----|---|---|-----|---|

|   |     |   |    |   |   |     |   |
|---|-----|---|----|---|---|-----|---|
| 4 | 103 | C | 60 | b | Y | K.T | 6 |
|---|-----|---|----|---|---|-----|---|

ADABAS model では左図のように 1 tuple の中に <リ> 返しを持たせることもできる。この方法は ADABAS に限らず CODASYL DBTG においても repeating group としてよく用いられる方法であるが、ADABAS の場合には <リ> 返し回数は不定であり、data を持つための <リ> 返しは data storage に全く与えない。この方法は Codd が指摘するように data update に関し、不都合を生じることもある。この不都合が生じない場合には好ましい方法である。

(b)

|   |     |   |     |   |   |     |     |   |
|---|-----|---|-----|---|---|-----|-----|---|
|   |     |   |     |   | b |     |     | 2 |
| 1 | 100 | A | 50  | a | x | Y.A | 3   |   |
|   |     |   |     |   |   |     |     |   |
|   |     |   |     |   | c |     |     | 2 |
| 2 | 101 | B | 70  | b | Y | K.T | 4   |   |
|   |     |   |     |   |   |     |     |   |
| 3 | 102 | D | 100 | a |   |     |     | 4 |
|   |     |   |     |   |   |     |     |   |
|   |     |   |     |   | d | W   | Y.I | 4 |
|   |     |   |     |   | c |     |     | 3 |
| 4 | 103 | C | 60  | b |   |     | 6   |   |

(C)  $R'(ISN, P\#, PD, PN, J'(J\#, JN))$

|   |     |   |     |   |   |  |   |
|---|-----|---|-----|---|---|--|---|
|   |     |   |     |   | b |  | 2 |
| 1 | 100 | A | 50  | a | 3 |  |   |
|   |     |   |     |   |   |  |   |
|   |     |   |     |   | c |  | 2 |
| 2 | 101 | B | 70  | b | 4 |  |   |
|   |     |   |     |   |   |  |   |
| 3 | 102 | D | 100 | a | 4 |  |   |
|   |     |   |     |   |   |  |   |
|   |     |   |     |   | d |  | 4 |
|   |     |   |     |   | c |  | 3 |
| 4 | 103 | C | 60  | b | 6 |  |   |

| J(ISN, J#, JD, JM) |   |   |     |  |
|--------------------|---|---|-----|--|
| 1                  | a | x | Y.A |  |
| 2                  | b | Y | K.T |  |
| 3                  | c | Z | T.K |  |
| 4                  | d | W | Y.I |  |

左図は CASE IV の (a) の方法に CASE III の方法を応用したものであり、この形式では最も data の重複を少なく最も効率の良い形式である。

以上のように ADABAS model では様々な方法が考えられる。どの方法にあるかは デザイン上の考察によって選択すればよい。

$(x_1, x_2, \dots, x_n) : W$

#### 4. ADABAS における relational operation

relational model では alpha expression とは data base ID の中から  $W$  で表現された検索条件をみたすものをさがし、target list で示された domains 上で定義された新しい relation を作り出す data sub language である。alpha expression を data base ID に apply すること を ID に対する relational operation と呼ぶ。

ADABAS における data sub-language は 2 レベルある。一つは low level DML と呼ばれ もう一つは high level DML と呼ばれる。high level DML は low level DML の マクロである。ADABAS の場合、host language (COBOL, FORTRAN, PL/I, Assembler) で実行する CALL ステートメント にいくつかのパラメータを指定するが このパラメータには 検索条件  $W$  と target list 等を指定する。検索条件  $W$  は search area と value area の 2 つの area に分割して指定し、target list は format area に指定する。この書き方を ADABAS expressions と呼ぶことにする。

このような ADABAS における relational operation の例を概要に示す。

更に ADABAS では 図 2 に示すように いくつかの relation 間に関係付け (coupling 関係) を自由に持つことができる。

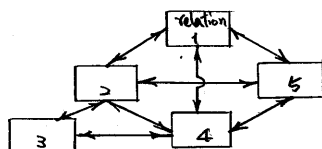


Fig. 2 N:M 対応による Network

このような relation 間の関係の定義や operation のし方については 後続の章に示した。

$R_1(1SN, AA, CC^M, EE, FF^M(GG, HH, JJ^M))$

| ISN | AA | CC <sup>M</sup> | EE  | GG  | HH | JJ <sup>M</sup> |
|-----|----|-----------------|-----|-----|----|-----------------|
| 1   | E  | α               | Y.I | 100 | 2  | 1               |
|     |    | β               |     | 150 | 2  | 1               |
|     |    | γ               |     |     |    | 2               |
|     |    |                 |     |     |    | 3               |
|     |    |                 |     | 130 | e  | 3               |
|     |    |                 |     |     |    | 4               |
| 2   | B  | β               | T.K | 200 | 2  | 5               |
|     |    | E               |     |     |    | 6               |
|     |    | δ               |     |     |    | 7               |
|     |    | α               |     | 250 | 2  | 2               |
|     |    |                 |     |     |    | 3               |
| 3   | C  | E               | S.S | 700 | e  | 5               |
| 4   | A  | δ               | N.T | 100 | d  | 5               |
| 5   | D  | β               | M.N | 140 | 2  |                 |
|     |    | γ               |     |     |    |                 |
|     |    | δ               |     |     |    |                 |
| 6   | G  | α               | K.A | 350 | 2  | 6               |
|     |    |                 |     |     |    | 1               |
|     |    |                 |     |     |    | 7               |
|     |    |                 |     | 270 | d  | 5               |
|     |    |                 |     |     |    | 6               |

$IDX(R_1(AA))$

| A | 4 |
|---|---|
| B | 2 |
| C | 3 |
| D | 5 |
| E | 1 |
| G | 6 |

$IDX(R_1(CC^M))$

| α | 1 | 2 | 6 |
|---|---|---|---|
| β | 1 | 2 | 5 |
| γ | 1 | 5 |   |
| δ | 2 | 4 | 5 |
| E | 2 | 3 |   |

$IDX(R_1(JJ^M))$

| 11 | 1 |   |   |
|----|---|---|---|
| 12 | 1 | 6 |   |
| 22 | 1 | 2 |   |
| 32 | 1 | 2 |   |
| 33 | 1 |   |   |
| 43 | 1 |   |   |
| 51 | 2 | 3 | 4 |
| 52 | 6 |   |   |
| 61 | 2 | 6 |   |
| 62 | 6 |   |   |
| 71 | 1 | 6 |   |

左図のような relation に対する relational operation の例を挙げる。

この図の中で、AA, CC, EE は attribute name であり、CC<sup>M</sup>, FF<sup>M</sup> や JJ<sup>M</sup> の右肩の M は <1> 返しのある attribute であることを意味する。FF は GG および HH, JJ<sup>M</sup> を持つ <1> 返し group attribute である。

右側のテーブルは ADABAS の inverted index の例であり、 $IDX(R_1(AA))$  は relation  $R_1$  の attribute AA の indexing を意味する。

例

- $t: r \in R_1 \wedge r[HH] = d \rightarrow ISN = 4, 6$
- $t: r \in R_1 \wedge r[AA] = B \rightarrow ISN = 2$
- $t: r \in R_1 \wedge r[CC] = \alpha \rightarrow ISN = 1, 2, 6$
- $t: r \in R_1 \wedge r[JJ] = 6 \rightarrow ISN = 2, 6$
- $t: r \in R_1 \wedge r[JJ2] = 6 \rightarrow ISN = 6$
- $t: r \in R_1 \wedge r[CC] = \alpha \wedge r[JJ] = 6 \wedge r[HH] = d \rightarrow \{1, 2, 6\} \cap \{2, 6\} \cap \{4, 6\} = \{6\}$
- $t: r \in R_1 \wedge r[CC] > \alpha \wedge r[CC] < \gamma \rightarrow \{1, 2, 6\} \cup \{1, 2, 5\} \cup \{1, 5\} = \{1, 2, 5, 6\}$
- $t: r \in R_1 \wedge r[JJ1] > 3 \wedge r[JJ1] < 6 \rightarrow \{2, 3, 4\} \cup \{2, 6\} = \{2, 3, 4, 6\}$

target list

result

AA, CC1-4, EE, GG1-2. 

|   |   |   |   |   |     |     |     |
|---|---|---|---|---|-----|-----|-----|
| E | α | β | γ | δ | Y.I | 100 | 150 |
|---|---|---|---|---|-----|-----|-----|

 $ISN = 1$

|   |   |   |   |     |     |     |
|---|---|---|---|-----|-----|-----|
| B | β | E | δ | T.K | 200 | 250 |
|---|---|---|---|-----|-----|-----|

 $ISN = 2$

EE, AA, JJ1-3 (1-2). 

|     |   |      |      |      |
|-----|---|------|------|------|
| Y.I | E | 1, 6 | 1, 2 | 3, 4 |
|-----|---|------|------|------|

 $ISN = 1$

|     |   |      |      |      |
|-----|---|------|------|------|
| T.K | B | 5, 6 | 2, 3 | δ, δ |
|-----|---|------|------|------|

 $ISN = 2$

CC1, GG1, JJ2 (1-3). 

|   |   |         |
|---|---|---------|
| α | 3 | 1, 2, 3 |
|---|---|---------|

 $ISN = 1$

|   |   |         |
|---|---|---------|
| β | 2 | 5, 6, 7 |
|---|---|---------|

 $ISN = 2$

左の式が ADABAS における relational operation の例である。検索条件とその検索の結果とに付する ISN (tuple ID) を示すいわゆる alpha expressions である。用いられる記号の意味は次のとおり

t: target list

r: tuple

R: relation

左図は target list の例と、その結果である。

$R_1(1SN, AA, CC^M, EE, FF^M(GG, HH, JJ^M))$

$S_1(1SN, HH, PP, QQ)$

1SN HH PP QQ

|   |   |   |    |
|---|---|---|----|
| 1 | 2 | Q | Q3 |
| 2 | 1 | P | Q1 |
| 3 | C | P | Q0 |
| 4 | d | Q | Q5 |

$S_2(1SN, AA, XX)$

1SN AA XX

|   |   |   |
|---|---|---|
| 1 | A | Y |
| 2 | B | X |
| 3 | C | X |
| 4 | D | Z |
| 5 | E | Z |
| 6 | B | Y |
| 7 | G | X |

1SN AA CC<sup>M</sup> EE GG HH JJ<sup>M</sup>

|   |   |   |     |     |   |   |
|---|---|---|-----|-----|---|---|
| 1 | E | α | Y.I | 100 | 2 | 1 |
|   |   | β |     | 150 | 1 |   |
|   |   | γ |     |     |   | 2 |

|   |   |   |     |     |   |   |
|---|---|---|-----|-----|---|---|
| 2 | B | β | T.K | 200 | 1 | 5 |
|   |   | E |     |     |   | 6 |
|   |   | δ |     |     |   | 7 |
|   |   | α |     | 250 | 2 | 2 |

|   |   |   |     |     |   |   |
|---|---|---|-----|-----|---|---|
| 3 | C | E | S.S | 700 | e | 5 |
| 4 | A | δ | N.T | 100 | d | 5 |
| 5 | D | β | M.N | 140 | 1 |   |

|   |   |   |     |     |   |   |
|---|---|---|-----|-----|---|---|
| 6 | G | α | K.A | 350 | 2 | 6 |
|---|---|---|-----|-----|---|---|

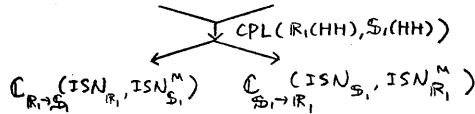
|     |   |   |
|-----|---|---|
| 270 | d | 5 |
|     |   | 6 |

—  $R_1[x, HH] = A_1[HH] S_1$

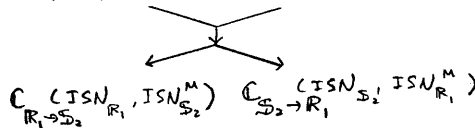
----  $R_1[x, AA] = A_2[AA] S_2$

$R_1[x, HH] = A_1[HH] S_1 \triangleq CPL(R_1, HH, S_1, HH)$

•  $R_1(1SN, AA, CC^M, EE, FF^M(GG, HH, JJ^M))$   $S_1(1SN, HH, PP, QQ)$



•  $R_1(1SN, AA, CC^M, EE, FF^M(GG, HH, JJ^M))$   $S_2(1SN, AA, XX)$



$C_{R_1 \rightarrow S_1}(1SN_{R_1}, 1SN_{S_1}^M)$

|   |   |   |
|---|---|---|
| 1 | 1 | 2 |
| 2 | 1 | 2 |
| 4 | 4 |   |
| 5 | 2 |   |
| 6 | 1 | 4 |

$C_{R_1 \rightarrow S_2}(1SN_{R_1}, 1SN_{S_2}^M)$

|   |   |
|---|---|
| 1 | 5 |
| 2 | 2 |
| 3 | 3 |
| 4 | 1 |
| 5 | 4 |
| 6 | 7 |

$C_{S_1 \rightarrow R_1}(1SN_{S_1}, 1SN_{R_1}^M)$

|   |   |   |   |
|---|---|---|---|
| 1 | 1 | 2 | 6 |
| 2 | 1 | 2 | 5 |
| 4 | 4 | 6 |   |

$C_{S_2 \rightarrow R_1}(1SN_{S_2}, 1SN_{R_1}^M)$

|   |   |
|---|---|
| 1 | 4 |
| 2 | 2 |
| 3 | 3 |
| 4 | 5 |
| 5 | 1 |
| 6 | 2 |
| 7 | 6 |

例.  $(AA, EE, GG1-2): \gamma \in R_1 \wedge \alpha \in S_1 \wedge \alpha_2 \in S_2 \wedge (\gamma, CC] = \alpha \wedge \alpha_1[PP] = P \wedge \alpha_2[XX] = X \wedge \gamma, HH] = \alpha_1[HH] \wedge \gamma, AA] = \alpha_2[AA])$

$(\gamma \in R_1 \wedge (\gamma, CC] = \alpha)) = \{1, 2, 6\}_{R_1} \triangleq A, (\alpha \in S_1 \wedge \alpha_1[PP] = P) = \{2, 3\}_{S_1} \triangleq B, (\alpha_2 \in S_2 \wedge \alpha_2[XX] = X) = \{2, 3, 7\}_{S_2} \triangleq C$  を求め, A の element 1, 2, 6 に対し, 各々の操作を行なう。

1 に対し  $(C \in C_{R_1 \rightarrow S_1} \wedge C[1SN_{R_1}] = 1) = \{1, 2\}_{S_1} \cap B = \{2\}_{S_1}$  1 に対し  $2 \equiv \alpha_1 \in S_1$  } → NO  
 $(C \in C_{R_1 \rightarrow S_2} \wedge C[1SN_{R_1}] = 1) = \{5\}_{S_2} \cap C = \emptyset$  1 に対し  $2 \equiv \alpha_1 \in S_2$  }

2 に対し  $(C \in C_{R_1 \rightarrow S_1} \wedge C[1SN_{R_1}] = 2) = \{1, 2\}_{S_1} \cap B = \{2\}_{S_1}$   $\exists \alpha_1 \in S_1$  } → OK  
 $(C \in C_{R_1 \rightarrow S_2} \wedge C[1SN_{R_1}] = 2) = \{2, 6\}_{S_2} \cap C = \{2\}_{S_2}$   $\exists \alpha_2 \in S_2$  }

6 に対し  $(C \in C_{R_1 \rightarrow S_1} \wedge C[1SN_{R_1}] = 6) = \{1, 4\}_{S_1} \cap B = \emptyset$   $\exists \alpha_1 \in S_1$  } → NO  
 $(C \in C_{R_1 \rightarrow S_2} \wedge C[1SN_{R_1}] = 6) = \{7\}_{S_2} \cap C = \{7\}_{S_2}$   $\exists \alpha_2 \in S_2$  }

1 に対し 2 等は  $1SN_{R_1} = 2$

4%

|   |     |     |     |
|---|-----|-----|-----|
| B | T.K | 200 | 250 |
|---|-----|-----|-----|

AA EE GG1 GG2

## ■ Schema of R<sub>1</sub> (Personnel)

R<sub>1</sub> (AA,BA,BB,BC,CA,CB,CC,CD,DA, ..., IA,KA,LA)

|    |                  |                    |
|----|------------------|--------------------|
| 1  | 01,AA,06,B,DE    | PERSONNEL-NUMBER   |
| 2  | 01,BA,10,A,NU,DE | LAST-NAME, NAME    |
| 3  | 01,BB,15,A,NU,DE | FIRST-NAME         |
| 4  | 01,BC,01,A,FI    | INITIAL            |
| 5  | 01,CA,01,A,NU,DE | SEX                |
| 6  | 01,CB,02,U,NU,DE | AGE                |
| 7  | 01,CC,10,A,NU,DE | FAMILY-STATUS      |
| 8  | 01,CD,02,U,NU,DE | DEPENDENTS         |
| 9  | 01,DA,05,U,NU    | NUMBER             |
| 10 | 01,DB,20,A,NU,DE | STREET             |
| 11 | 01,DC,15,A,NU,DE | CITY               |
| 12 | 01,DD,02,A,NU,DE | STATE              |
| 13 | 01,DE,05,U,NU,DE | ZIP                |
| 14 | 01,DF,08,A,NU,DE | PHONE              |
| 15 | 01,FA,20,A,NU,DE | JOB                |
| 16 | 01,FB,06,U,NU,DE | SALARY             |
| 17 | 01,FC,06,U,NU    | COMMISSION         |
| 18 | 01,GA,02,U,NU    | YEARS-OF-EDUCATION |
| 19 | 01,HA,02,U,NU    | YEARS-WITH-COMPANY |
| 20 | 01,IA,02,U,NU    | VACATION-DAYS      |
| 21 | 01,KA,02,U,NU    | SICK-DAYS          |
| 22 | 01,LA,30,A,NU,DE | HOBBY              |
| 23 | PA = PHON(BA)    |                    |
| 24 | SB = DE(4,5)     |                    |

## ■ Schema of R<sub>2</sub> (Automobile)

R<sub>2</sub> (AA,AB,AC,BA,BB,BC,BD,CD,DA,DB,FA,FB,GA)

|    |                  |                         |
|----|------------------|-------------------------|
| 1  | 01,AA,20,A,NU,DE | MAKE-MANUFACTURER, MAKE |
| 2  | 01,AB,20,A,NU,DE | MODEL                   |
| 3  | 01,AC,15,A,NU,DE | BODY-TYPE               |
| 4  | 01,BA,02,U,NU,DE | NUMBER-OF-CYLINDERS     |
| 5  | 01,BB,03,U,NU,DE | HORSE-POWER             |
| 6  | 01,BC,05,U,NU    | PISTON-DISPLACEMENT     |
| 7  | 01,BD,05,U,NU    | WEIGHT-IN-POUNDS        |
| 8  | 01,CA,10,A,NU,DE | COLOR                   |
| 9  | 01,DA,02,U,NU,DE | YEAR                    |
| 10 | 01,DB,16,A,NU    | SERIAL-NUMBER           |
| 11 | 01,FA,06,U,NU,DE | DATE-OF-LAST-CHECK      |
| 12 | 01,FB,06,U,NU,DE | MILEAGE-AT-LAST-CHECK   |
| 13 | 01,GA,08,B,DE    | OWNER-PERSONNEL-NBR     |

## ■ Schema of R<sub>3</sub> (Finance)

R<sub>3</sub> (AA,MC<sup>M</sup>(CC,CL,CB),OC<sup>M</sup>,NW,CR,IP<sup>M</sup>(IC<sup>M</sup>,PA<sup>M</sup>),CG,VC<sup>M</sup>(OV),IV,SV,BK)

|    |                        |                        |
|----|------------------------|------------------------|
| 1  | 01,AA,08,B,DE          | PERSONNEL-NUMBER       |
| 2  | 01,MC,PE(2)            | MAJOR-CREDIT           |
| 3  | 02,CC,18,A,NU,DE       | CREDIT-CARD            |
| 4  | 02,CL,04,U,NU,DE       | CREDIT-LIMIT           |
| 5  | 02,CB,04,U,NU,DE       | CURRENT-BALANCE        |
| 6  | 01,OC,07,A,MU(2),DE    | OIL-CREDIT             |
| 7  | 01,NW,08,U,NU,DE       | NET-WORTH              |
| 8  | 01,CR,02,U,NU,DE       | CREDIT-RATING          |
| 9  | 01,IP,PE(1)            | INSURANCE-POLICY-TYPES |
| 10 | 02,IC,25,A,MU(2),NU,DE | INSURANCE-COMPANY      |
| 11 | 02,PA,06,U,MU(2),NU,DE | POLICY-AMOUNT          |
| 12 | 01,CG,16,A,NU,DE       | COLLEGE                |
| 13 | 01,VC,PE(12)           | VACATION               |
| 14 | 02,OV,01,A,NU,DE       | ON-VACATION            |
| 15 | 01,IV,15,A,NU,DE       | INVESTMENT             |
| 16 | 01,SV,04,P,NU,DE       | SAVINGS                |
| 17 | 01,BK,30,A,NU,DE       | BANK                   |

## 5. 実測例

比較的複雑な例を考えよう。  
この data base は 人事、自動車、  
財務 三つのリレーションから構成されて  
おり key が多くつけられている。  
三つのリレーションのスキーマは左図  
の通りである。DE リレーションが  
つけられているものがすべて key とし  
inverted-index が作られる。  
特に R<sub>1</sub> (財務ファイル) は structureize  
されている。これら三つのリレーション内  
はすべて coupling され、次の様  
な構成になっている。

人事 (personnel)

自動車 (Automobile)

財務 (Finance)

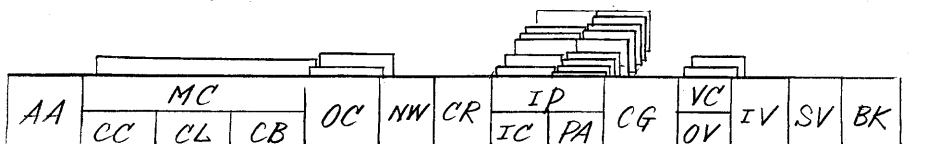
次の表は各 relation を load  
ing した時の時間である。これには  
indexing 時間が含まれている。

|                | CPU time (sec) |                |                  |
|----------------|----------------|----------------|------------------|
|                | IBM<br>370/158 | IBM<br>370/168 | FUJITSU<br>M/190 |
| R <sub>1</sub> | 24.9           | 8.1            | 4.6              |
| R <sub>2</sub> | 14.2           | 5.1            | 3.7              |
| R <sub>3</sub> | 26.0           | 9.1            | 5.1              |

Coupling 時間 (は次の通り)

|                                 | CPU time (sec) |                |                  |
|---------------------------------|----------------|----------------|------------------|
|                                 | IBM<br>370/158 | IBM<br>370/168 | FUJITSU<br>M/190 |
| R <sub>1</sub> ↔ R <sub>2</sub> | 6.5            | 2.4            | 1.1              |
| R <sub>2</sub> ↔ R <sub>3</sub> | 3.8            | 1.6            | 0.6              |
| R <sub>1</sub> ↔ R <sub>3</sub> | 3.8            | 1.6            | 0.6              |

左下の図は R<sub>3</sub> を図で表現  
したものである。



- Find all records in personnel with salary > 6000 and coupled to finance with savings.GT 250 and coupled to automobiles with make = 'FORD' and sort them by state, display personnel-number, sex, number of street, street, city, state, salary, phone. (ADASCRIPIT language)

Format Area AA,CA,DA,DB,DC,DD,FB,DF.  
 Search Area /1/FB,S,FB,D,/3/SV,S,SV,D,/2/AA,.  
 Value Area 006000 999999 0250 999 FORD  
 Control Block file no.1 sort key DD (ADABAS expression)

$W(DD)^A * T(AA,CA,DA,DB,CC,FB,DF) : WF$

$WF = r_1 \in R_1 \wedge r_2 \in R_2 \wedge r_3 \in R_3 \wedge (r_1[FB] > 6000 \wedge r_3[SV] > 250 \wedge$   
 $r_2[AA] = FORD \wedge r_1[AA] = r_2[GA] \wedge r_1[AA] = r_3[AA]$   
 (alpha expressions)

左の例はADASCRIPITによる検索例である。ADASCRIPIT言語はADABAS expressionに変換され実行される。この同義のAlpha expressionも示されている。target list IIの前に付けられたW(DD)は、attribute DDをbaseに12 Ascending orderにWell orderingが要求されている。実行時間は215ナノ秒。Sortされた出力された。この実行時間はFALOM M-190に120msであった。

- Find personnel with state = DC, sort by name, display name, city, state, age.

↓

Format Area BA,DC,DD,CB.  
 Search Area DD,.  
 Value Area DC  
 Control Block file no. 1 sort key BA

$W(BA)^A * T(BA,DC,DD,CB) : r_1 \in R_1 \wedge r_1[DD] = DC$

左の例では11ナノ秒かかりname 11回sortされた。この実行時間はIBM 370/158に160msであった。

#### References:

1. E. F. Codd: "A Relational Model of Data for Large Shared Data Banks", CACM, 13, PP. 377-387 (1970)
2. E. F. Codd: "Further Normalization of the Data Base Relational Model", in "Data Base Systems", Courant Computer Sciences Symposia in Series, 6, PP. 33-64, Prentice-Hall, New Jersey (1972)
3. E. F. Codd: "Relational Completeness of Data Base Sublanguages", in "Data Base Systems", Courant Computer Science Symposia Series, 6, PP. 65-98, Prentice-Hall, New Jersey (1972)
4. D. Tsichritzis: "LSL: A Link and Selector Language", Proceedings of 1976 SIGMOD International Conference on Management of Data, PP. 123-133 (1976)
5. D. Tsichritzis, F. H. Lochovsky: "Data Base Management Systems", Academic Press, New York (1977)
6. T. L. Kunii, Y. Ishii: "The ADABAS model, Part I, Generalized Modelling of Logical ADABAS Architecture", (submitted for publication)
7. ADABASのマニュアル類は販売されています。申込みは TEL (03) 278-0258 へ