U.D.C. 681.327.025.067.001.3

# 中・小規模データ マネジメント システムPDMの性能特性と評価ツール

## Performance Considerations and Evaluation Tool for Small Scale Data Management System PDM

仁平博三* *Nihira Hirozô*
国枝 寿* *Kunieda Hisashi*
原 洋史* *Hara Hiroshi*
米田陽亮** *Yoneda Yôsuke*
山口康隆** *Yamaguchi Yasutaka*

ＰＤＭを中心としたシステムの普及に伴い，データ マネジメント システムに対する評価において，機能的な要求ばかりでなく，適応性の技術，特に性能に関するサポート ツールが重要視されてきている。

我々はこの点に着目し，ＰＤＭ性能要因の検討分析と，それに基づいたＰＤＭ性能特性を把握し，その結果から性能評価ツールPEALを開発し，市場の要求に対応している。

## 1 緒 言

データ ベース システムの性能には，システムを構成する多様な要素が複雑に影響する。特にシステム建設段階及び運用段階で，最近の利用動向の多様性への対応を実現するため，その評価検討は，データ ベース システム構築上の必須機能とみなされる。データ ベース システムでの性能に影響を与える要因は，**図1**に示すように整理される。このような要因から，特に，データ マネジメント システムPractical Data Manager(以下，ＰＤＭと略す)の処理方式及びベンチ マークによって，主要な性能要因を解析することにより，性能特性の評価データと性能評価ツールの開発提供を行なっている。これによりシステム建設と運用時における適切なデータ ベース設計に貢献している。

## 2 機能概要

中・小規模データ マネジメント システムＰＤＭは，マスタ データ セット(以下，ＭＤＳと略す)とバリアブル データ セット(以下，ＶＤＳと略す)の二つのデータ セットにより構成される。ＭＤＳは複数のＶＤＳと接続可能であり，ＶＤＳは複数のＭＤＳと接続可能である。これによりファイル ネットワーク構造をサポートする(**図2**参照)。ＭＤＳは安定した記述的データを蓄積し，ランダマイジング手法によりダイレクトにアクセスされる。ＶＤＳは受注トランザクションのような可変性の高いデータを蓄積し，関連するレコードを双方向のポインタにより関係づけており，少なくとも一つのＭＤＳと関係をもって存在する。

## 3 性能特性

### 3.1 性能要因

データ ベース システムでの性能要因としては，ハードウェア，オペレーティング システム(ＯＳ)，アプリケーション

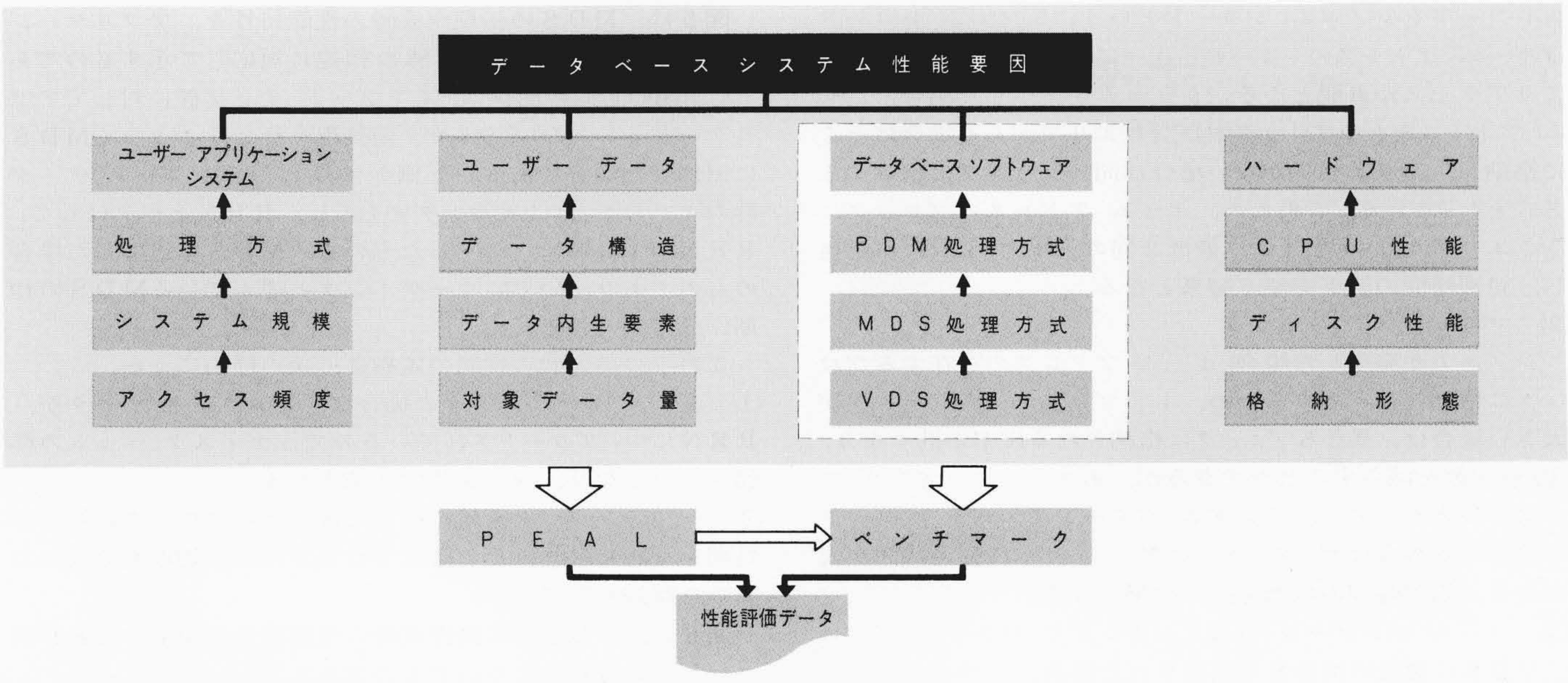


図1 データ ベース システム性能要因 性能要因の構成とその評価の関係を示す。

* 日立製作所ソフトウェア工場 ** 日立製作所システム開発研究所

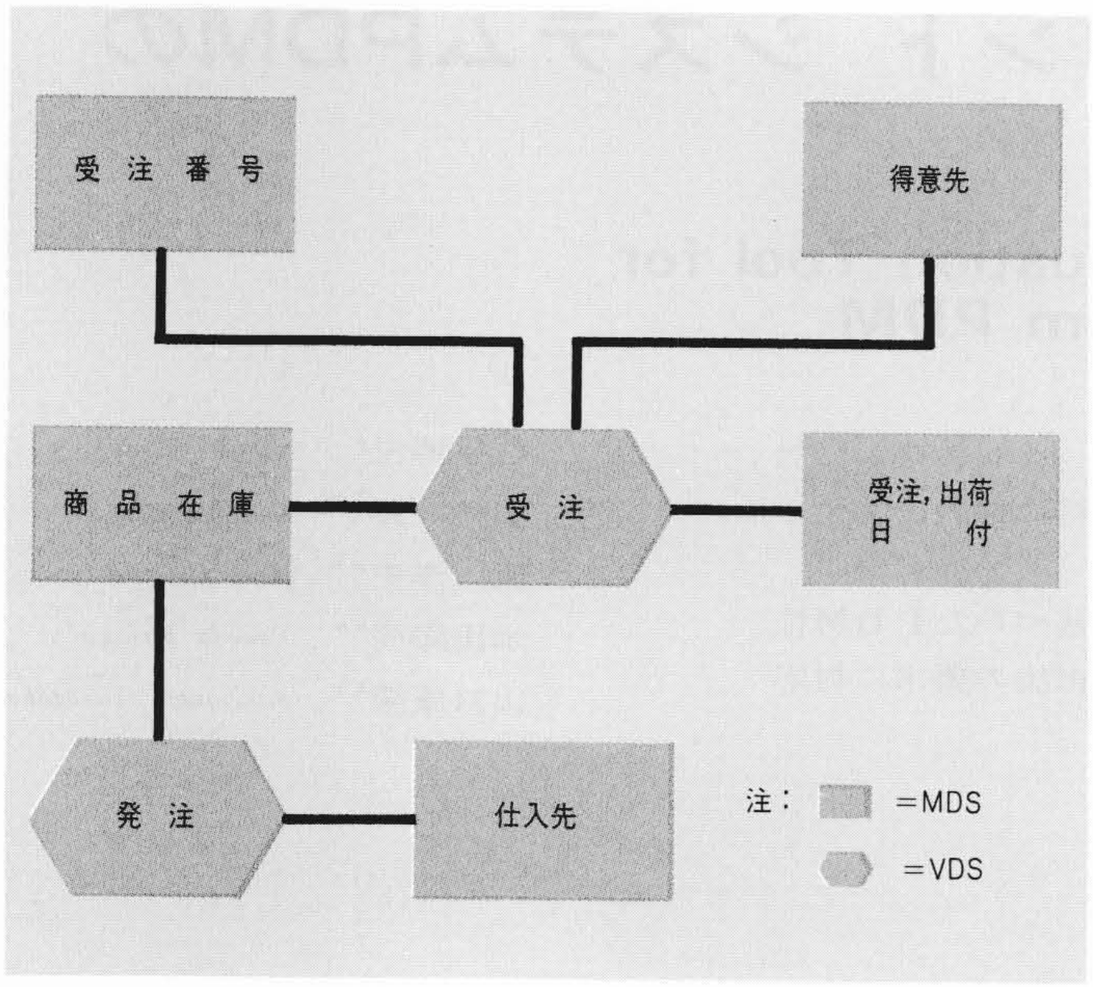


**図2 PDMにおけるファイル ネットワーク構造** 複数のMDSとVDSにより，ファイル ネットワークを形成する。

システム，データ マネジメント システムなどが考えられるが，ここでは，ＰＤＭに焦点を絞りその中でＭＤＳ，ＶＤＳの作成，更新，検索処理で顕著に処理時間に与える影響が強いＭＤＳのランダマイジング アルゴリズム，ローディング ファクタ，ブロッキング ファクタ及びＶＤＳのリンケージ パスについて述べる。

(1) ランダマイジング アルゴリズム

ＭＤＳはユーザーが指定したキーによりアクセスを行なう。指定されたキーは，あるアルゴリズムによってデータ セットの先頭から番号づけられた相対しコード番号(Relative Record Number：以下，ＲＲＮと略す)に変換される。この変換をランダマイジングという。このランダマイジングは必ずしも1対1の変換にはならない。これをシノニムの発生といい，そのレコードをシノニム レコードという。シノニム レコードはホーム アドレスのレコードと互いにポインタを結ぶことによりアクセスが可能となる。シノニムが発生した場合，ホーム アドレスをもつブロック中に空きエリアがある場合はそこに格納し，空きエリアがない場合は同一シリンダに格納する方式をとっている。このため，ホーム アドレスのブロックに空きエリアがない場合は，最低2回の入出力(Ｉ/Ｏ)が発生し，処理時間の低下を紹く結果となる。

(2) ブロッキング ファクタ

シノニムが発生した場合，ホーム アドレスの存在するブロックに格納しようとするため，もしブロッキング ファクタが大きい場合は，異なるブロックに格納される確率が低くなり，Ｉ/Ｏ回数を減らすことができるが，あまりブロッキング ファクタが大きくても，ランダム パターンでマスタ レコードを検索する場合はディスクからコア メモリへの転送時間が大となり，処理時間の増加を招く結果となる。

(3) ベース リンケージ パスとセカンダリ リンケージ パス

ＶＤＳに複数のＭＤＳが接続された場合，一つのリンケージ パスをベース リンケージ パスといい，他のリンケージ パスをセカンダリ リンケージ パスという。ベース リンケージ パスは，同一マスタ レコードに対して複数のバリアブル レコード群が投入された場合は，ＶＤＳ内でデータのローカリティを保ち，基本的には同一ブロック，あるいは同一シリンダ内に格納する。このため，ベース リンケージ パスのチェーニングに際しては，ほとんどＩ/Ｏは発生しない。しかし，セカンダリ リンケージ パスにおけるバリアブル データ レコード群の関係は，データのローカリティがなく，そのレコード群はファイル内に分散される。このため，レコード間のチェーニングをとる場合，そのファイル内でランダムにＩ/Ｏが発行されるため，ベース リンケージ パスだけで接続される場合に比べて大幅に処理時間がかかる。

### 3.2 性能特性

**図3**はＰＤＭのランダマイズによるシノニムの発生状況を示すものである。一般的に，ランダマイズという操作は，一様に分布する乱数を発生させることを目的とするといえる。このような一様乱数が，ランダマイズによって生成されると仮定すると，シノニムの発生分布は，ポアソン分布に従うことが知られている。

**図3**は，異なる二つのキー群のシノニム発生状況が，ほとんど同じであり，かつこれらがポアソン分布より推定した値によって，よく近似されていることを示めしている。

この意味で，ＰＤＭのランダマイズ アルゴリズムは，質の良い乱数(以下，ＲＲＮと略す)を発生すると言える。

**図4**は，ＭＤＳの追加処理時の性能特性を示すものであり，次のことが言える。

(a) ローディング ファクタの増加に伴い，1件当たりの追加処理時間が増大する。

(b) 必ずしも，ブロッキング ファクタが大きいほど，性能が良くなるとは言えない。

(a)は，先述のシノニムの発生率が，ローディング ファクタに対して増加するため，シノニム処理の増大及び，空エリア処理に要する時間が増加するためである。(b)は，ブロック転送時間及び中央処理装置(ＣＰＵ)内処理時間が，ブロッキング ファクタに伴って増大するため，ブロッキングによる効果が薄れることによる。

このように，ＭＤＳでは，ローディング ファクタ，ブロッキング ファクタの設定が，重要な設計のポイントとなる。

**図5**は，ＭＤＳの初期作成時の性能特性を，アプリケーション プログラムの処理形態の相違に対応して示すものである。同図の上側の曲線は，インプット データ群に対してアプリケーション プログラムが，前処理を行なうことなくＭＤＳに追加した場合である。下側の曲線は，インプット データ群のキーをあらかじめランダマイズし，ＲＲＮとペアにして，ＲＲＮの上昇順にソートしたものを，ＭＤＳに追加した場合のものであり，2パス ローディングと呼んでいるＭＤＳの初期作成方法である。

この二つの方式の性能の差異は，次の理由による。

(1) 2パス ローディングの場合は，インプット データが，ＲＲＮについてソートされているので，ディスク ヘッドの移動が最小となり，シーク時間が減少する。

(2) 一つのブロックを読み込んだ後，そのブロックに対する処理を可能な限り，その時点で行なうので，物理的な入出力回数を削減可能である。

**図6**は，ＶＤＳの初期作成時の性能特性は使用するＰＤＭコマンドの種類により示すものである。

同図中のADDVCは，データ レコードのランダムな追加用のコマンドであり，LOADVは，ＶＤＳ初期作成用として新設したコマンドである。

この二つのコマンドの性能の差は，主に物理的な入出力回数

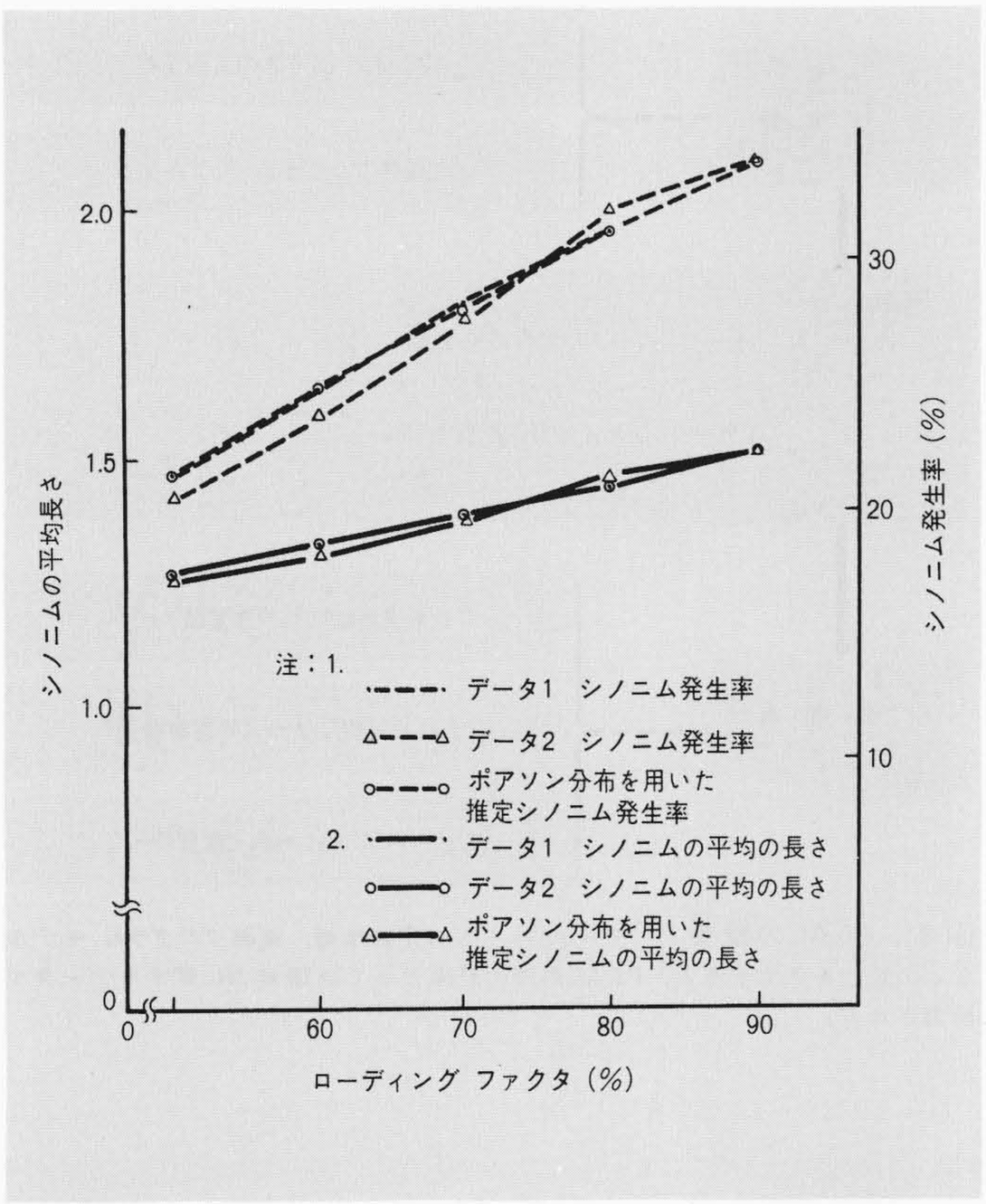


図3 ローディング ファクタ別シノニム発生率及びシノニムの長さ　キー データ群を2種類選択し，PDMのランダマイズ アルゴリズムを適用したときのシノニム発生状況と理論値の比較を示す。

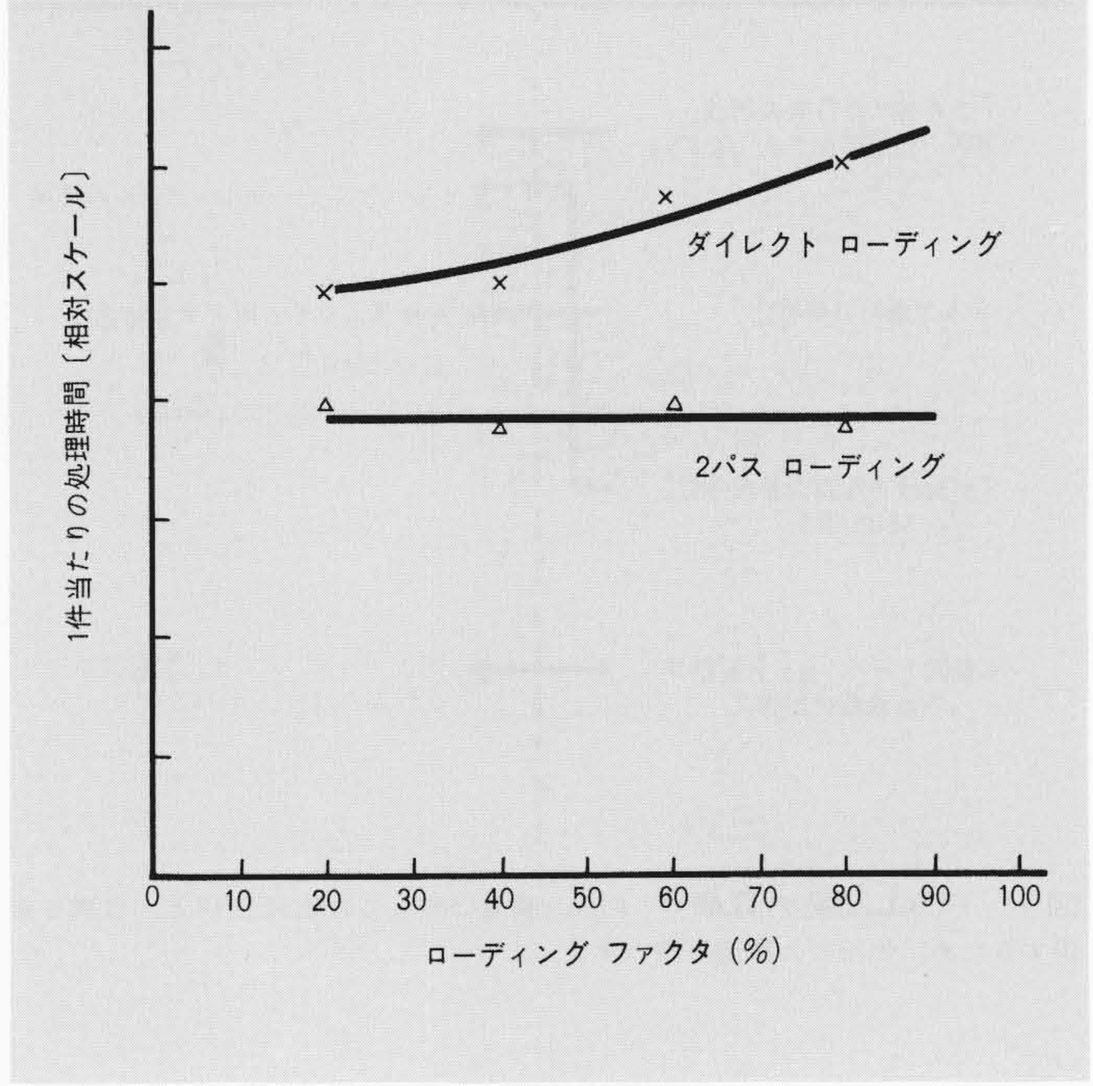


図5 MDSの初期作成　2パス ローディングは，ローディング ファクタにかかわらず一定であるが，ダイレクト ローディングでは，ローディング ファクタの増加に伴い処理時間も増加している。

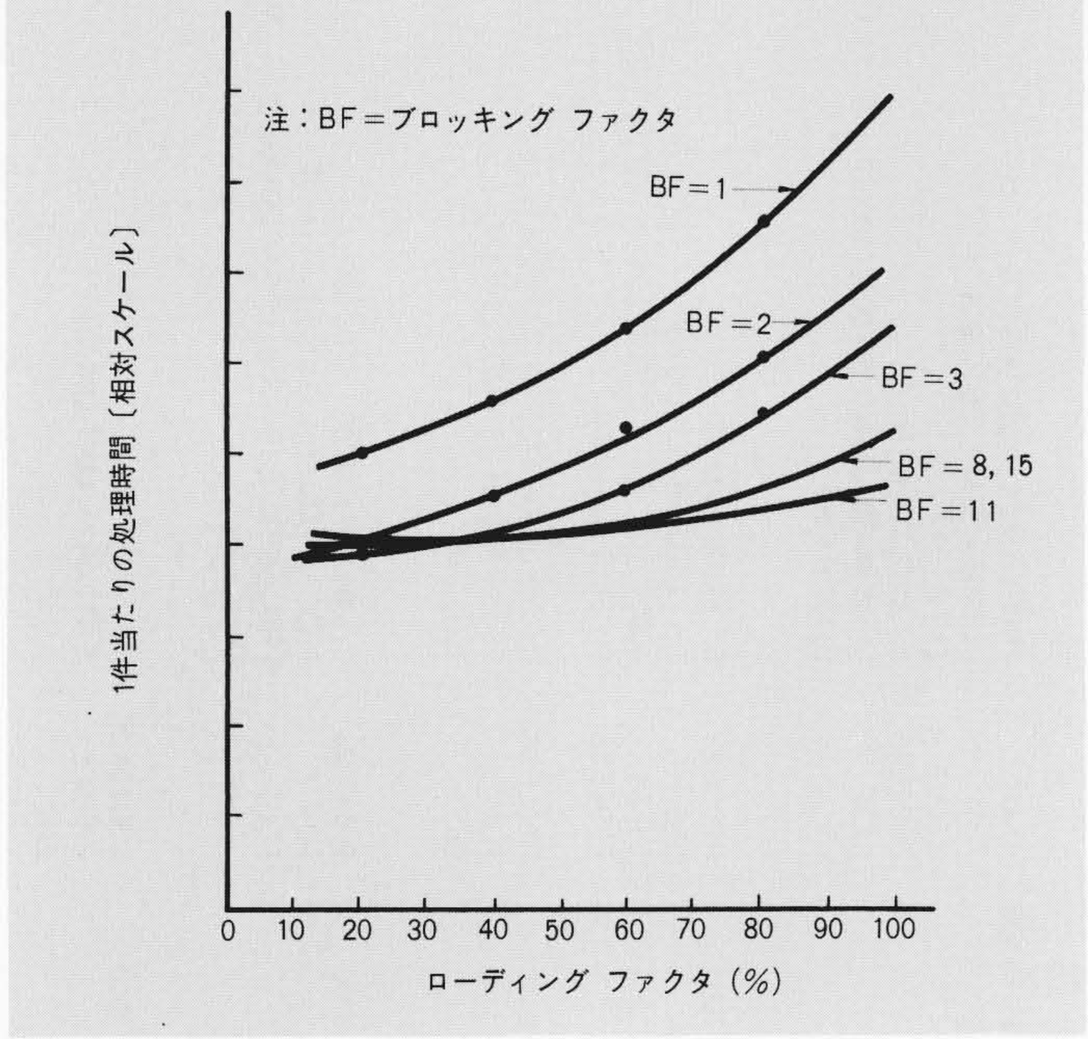


図4 MDS追加処理　ローディング ファクタとMDS一件当たりの処理時間を示す。

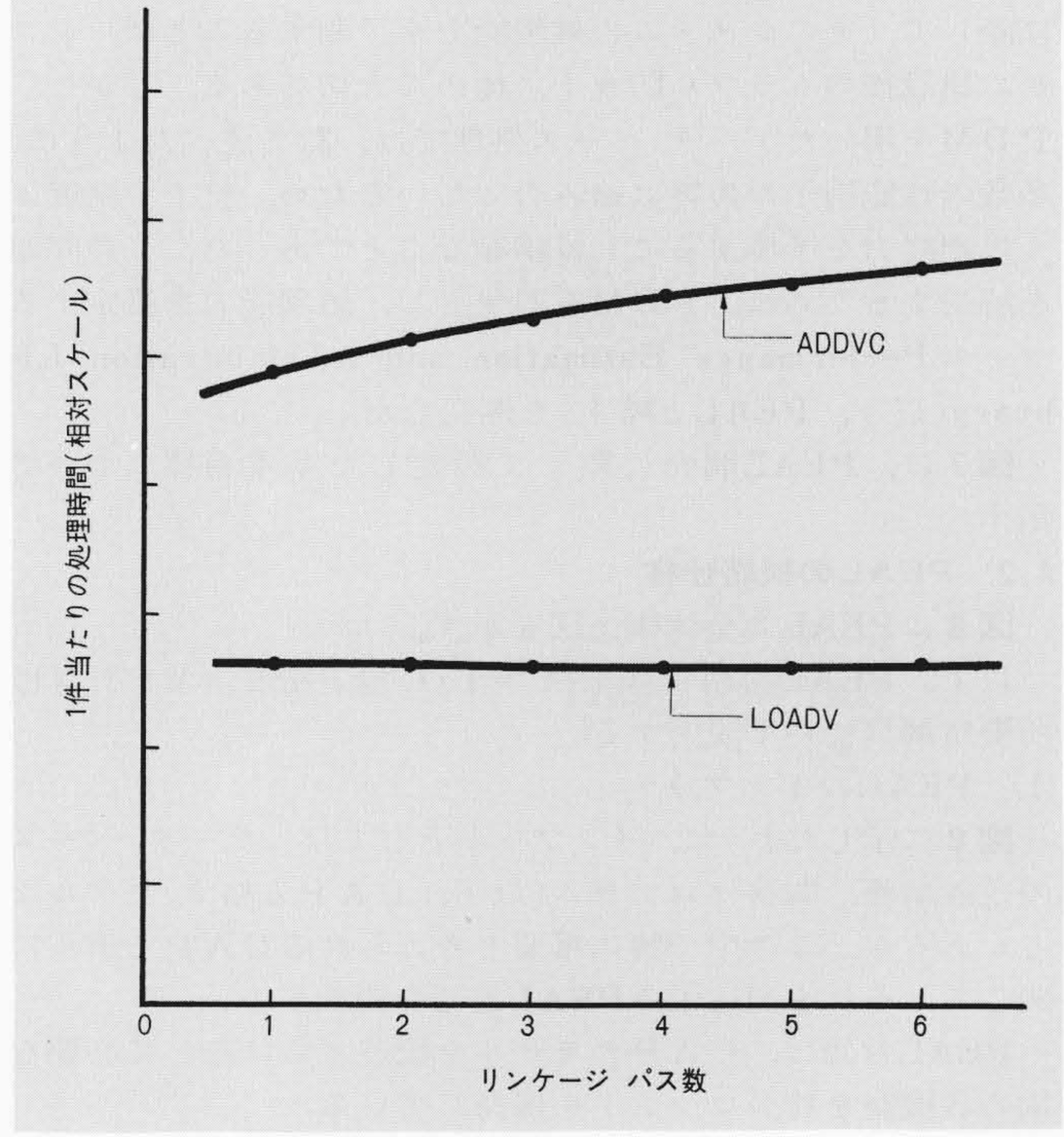


図6 VDSの初期作成　リンケージ パス数対応の一件当たりの処理時間を示す。

と，シーク時間の相違によるものである。すなわち，ADDVCは1件のレコードが追加されるたびに，すべてのリンケージ パスの解決を行なうため，ベース リンケージ以外では，ディスク デバイス内のデータ リファレンスのローカリティが低く，シーク時間の増大をもたらす。

一方，LOADVは，各々のリンケージ パスごとに解決し，更に各リンケージ パスの処理前に，シーク時間を最小にするようにインプット データに対して前処理を行なうことによって，シーク時間の大幅な減少を図るとともに入出力回数の減少を実現している。

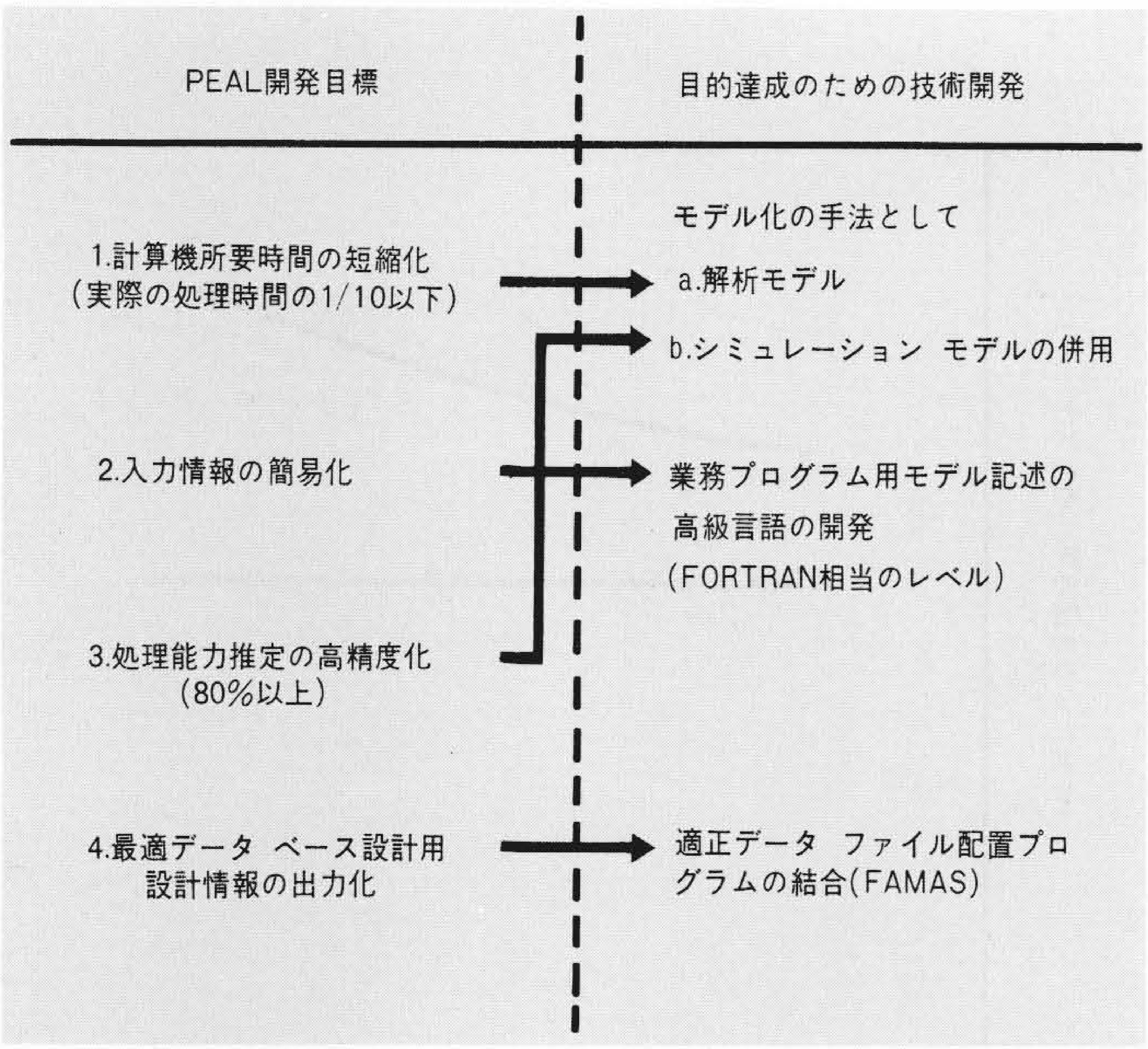


図7 PEAL開発の目標 PEAL開発に際しての開発目標と，目標を実現するために使用した技術を表わす。

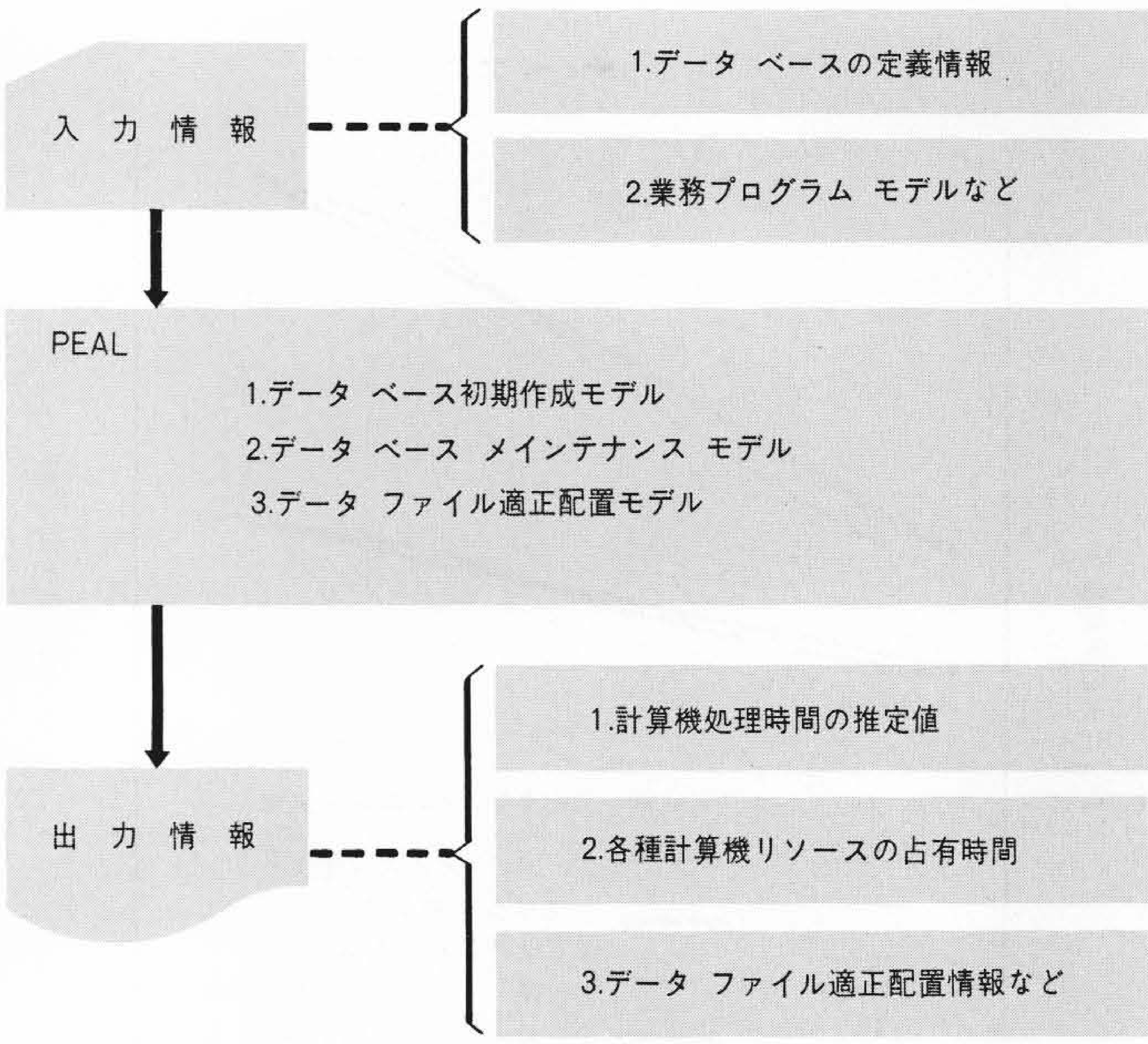


図8 PEALの概要 データ ベースの定義情報，業務プログラム モデルなどの記述を入力すると，PEAL処理の結果として処理能力に関するデータが出力される。

## 4 性能評価ツールPEAL

### 4.1 開発の背景及び目標

データ ベースを基盤とする情報処理システムを計画するに際して，そのシステムの処理能力を予測することは，システム建設後のトラブル防止上，極めて大切である。しかし，PDMを用いたデータ ベース処理では，**3.**で述べたように，多数の性能因子が複雑に絡み合っているため，机上で精度よく処理能力を予測することは困難なことであった。この問題を解決するために，PDMを対象とし，処理能力を推定するツールPerformance Estimation and Administration Library(以下，PEALと略す)を開発した。

**図7**に，PEAL開発に際して設定した基本目標について示す。

### 4.2 PEALの概略仕様

**図8**にPEALの全体概念図を示す。

以下，PEAL利用に際してのI/O推定精度，及び計算機所要時間について説明する。

(1) PEALのインプット

**図8**に示したように，インプットとしては，データ ベースの定義情報，業務プログラム(以下，UAPと略す)モデルなどがあるが，この中で特に重要と考えられるUAPモデルに関して，それを記述するPEAL言語を説明する。

PEAL言語は，UAPのモデルを記述するに際して必要な次の各機能を持つコマンドを保持している。

(a) データ処理の流れを表現する，CASE，LOOP，IF，GoToなどのコマンド

(b) 任意の段階で処理時間推定情報を取り出し，出力することを表現する，STIME，BREAKEなどのコマンド

(c) UAPのプロセスを記述する，PROCESS，PDMコマンド

**図9**にUAPモデルの記述例を示す。

同図からも分かるように，PEAL言語はFORTRANと同等の高級言語であり，処理時間推定に際してはPEAL言語を中

```
PLSTATE  START    INPUT=MDS1,MDS2,VDS1,                      X
                  OUTPUT=TEMP,TEMP,DB01
         STIME    T1,T2
         PROCESS  C=300,GET=MT00
         CASE     (1000 P=20),(2000 P=20),(3000 P=10),       X
                  (3000 P=50)

1000     PROCESS  C=100,GET=MT00
         BREAKE   T=T1,OPT=A,PCHANG=N
         Go To    5000
         PROCESS  C=200,GET=MT00

2000     PROCESS  C=200,GET=MT00
         PDM      PROC=ADD-M,DS=MDS1,I=1,M=R
         Go To    5000

3000     PROCESS  C=300,GET=MT00
         PDM      PROC=READM,DS=MDS2,I=1,M=R
         PDM      PROC=READV,DS=VDS1,LP=MDS1LK00,I=1,        X
                  M=S,V=L

5000     CONTINUE
         BREAKE   T=T2,OPT=A,PCHANG=N
         END
```

図9 業務プログラム(UAP)のPEAL言語による記述例 処理時間推定に際しては，PEAL言語を中間言語に変換し，それを解釈，実行し処理を行なう。

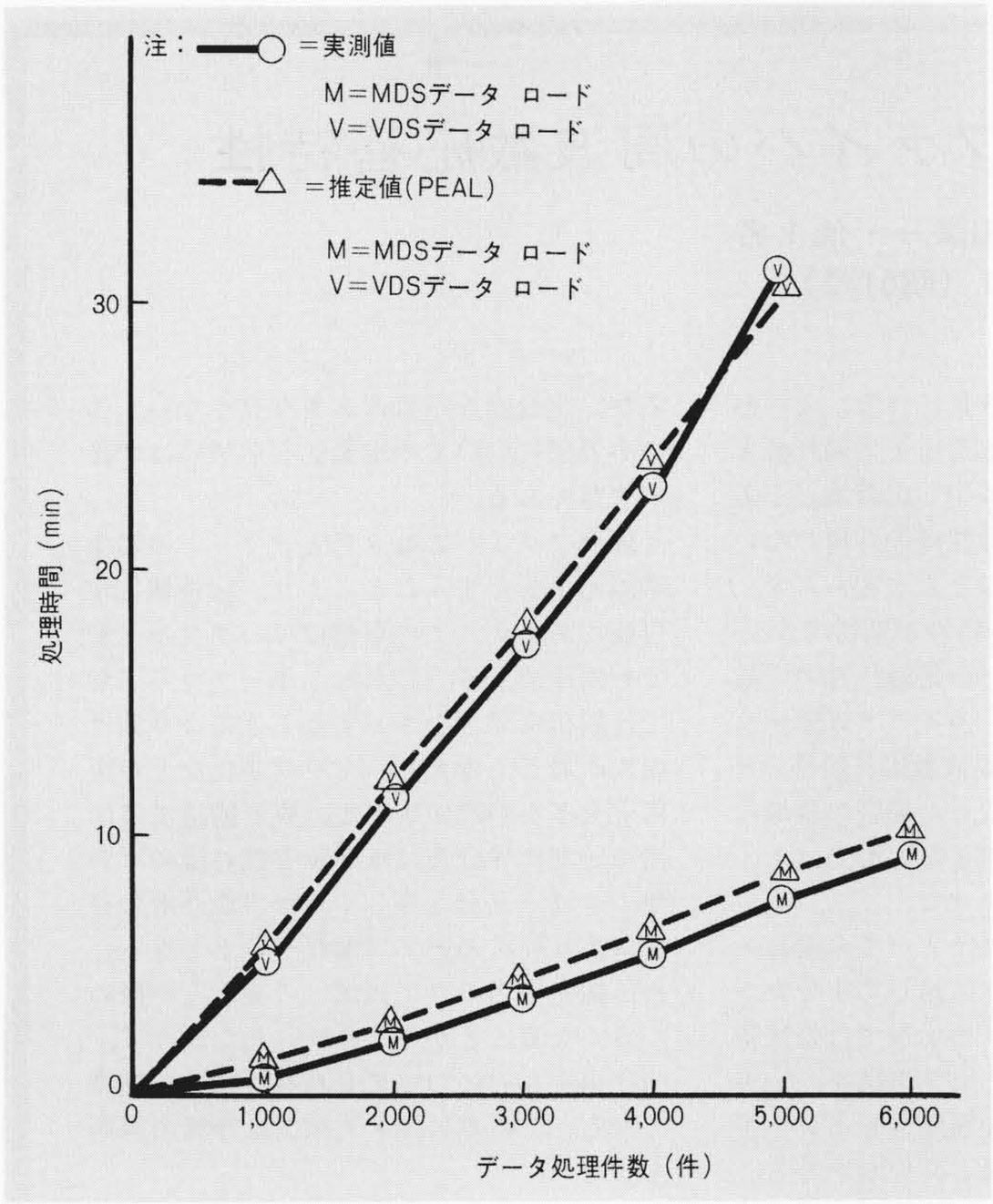


図10 PDM処理時間の推定精度 マスタ及びバリアブル各データ セットの初期作成(データ ロード)を行なうに際しての実測値データとPEALの出力結果の推定時間の比較である。

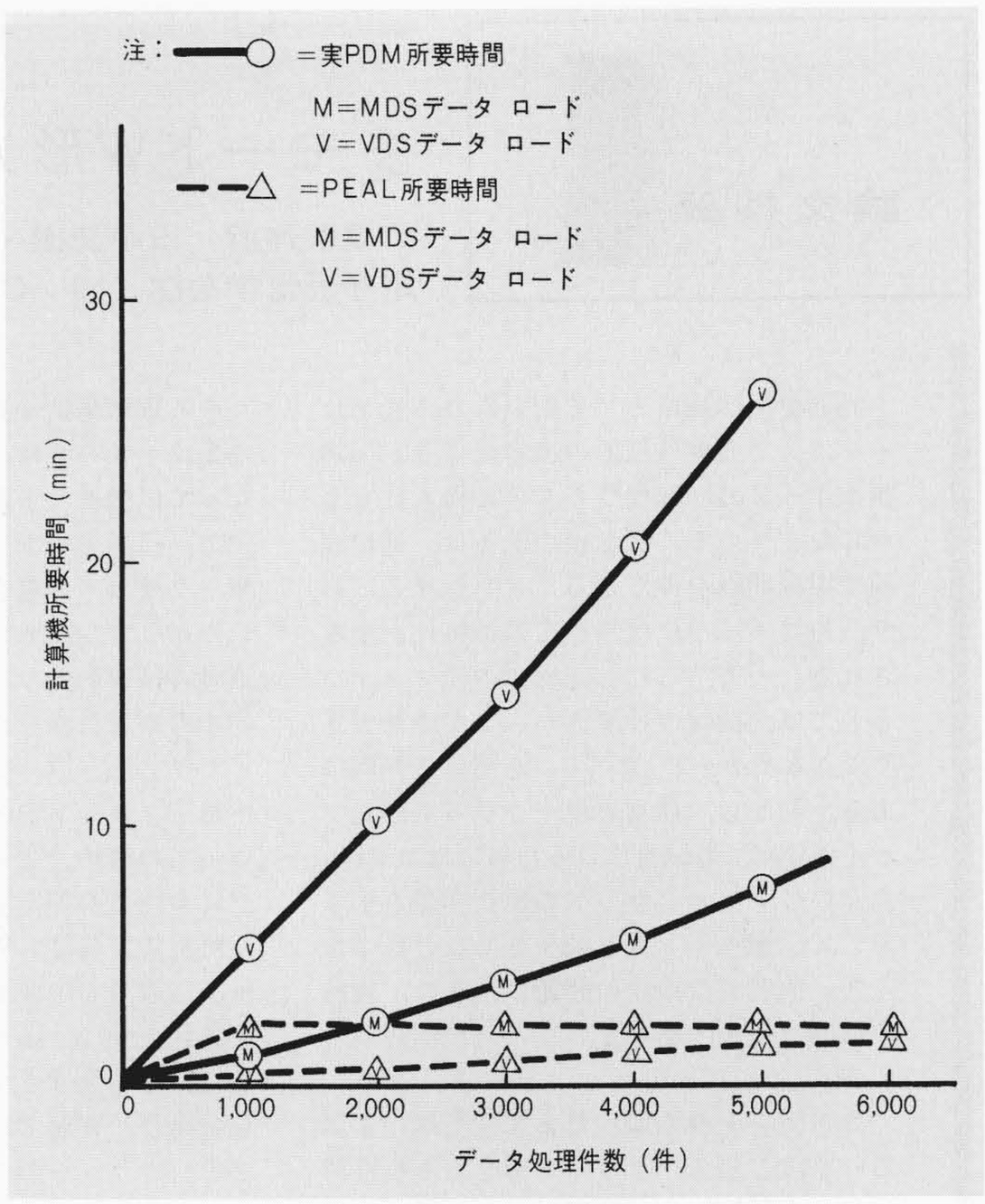


図11 PEALの計算機所要時間 PDM実データ処理の計算機所要時間と，PEALでそのモデルにおける計算機所要時間を推定する際に必要なPEAL計算機所要時間との比較を表わす。

間言語に変換し，それを解釈，実行し処理を進めている。

(2) アウトプット

**図8**に示したように，PEALのアウトプットとして，種々のＰＤＭ利用状況に応じて

(a) データ ベース処理に必要な計算機所要時間

(b) ＣＰＵ，磁気ディスクなどの各種計算機資源の使用時間

(c) 各種計算機資源の使用比率

などの処理能力推定情報が得られる。

また，PEALで収集する，磁気ディスク アクセスの時系列情報をEffective File Allocation Method by Automatic Synthesis(FAMAS)に入力することによって，

(d) データ ファイルの適正配置

に関する情報が得られる。

(3) PEALの出力結果の推定精度，及び計算機所要時間

**図10，11**にPEALと実測データとの比較結果を示す。**図10**では，精度は95～115％となっている。また，他の種々の利用状況でも，本図と同等の結果を得ており，精度として95～115％であると考えられる。

**図11**で

(a) ＭＤＳの初期作成では，データ処理件数が多いほど，その効果が大きいこと(高々1,000点の代表点によって処理時間推定を行なっている理由による)。

(b) ＶＤＳの初期作成では，PEALは実ＰＤＭのデータ処理時間の$\frac{1}{10}$程度の計算機所要時間であること。

などが把握できる。

また，データ ベースの検索，メインテナンス処理ではPEALの計算機所要時間は，実ＰＤＭの$\frac{1}{20}$～$\frac{1}{30}$である。

### 4.3 PEALの適用範囲

本PEALの開発によって，HITAC 8000シリーズ用ＰＤＭに対して次の結果を得た。

(a) オンライン/バッチ両環境における，処理能力の推定が行なえる。

(b) 適正データ・ファイル配置プログラムFAMASとの結合によってデータ ファイルの適正配置の指針が与えられる。

(c) 以上の結果，データ ベース設計の妥当性の検証が可能となる。

## 5 結 言

性能評価ツールPEALの開発にみられるように，データ ベース システムの建設，運用段階でのシステムの性能及び操作性の向上に重点をおいて，その改善を続けている。その他の性能評価の面では，シミュレータ，ソフトウェア モニタ，解析ツールなどの評価技法が蓄積されつつあるので，更に数多くのシステム建設を体験し，汎用的なシステム設計技法の確立も着実に推進していきたい。

### 参考文献

1) L.R.Johnson：“An Indirect Chaining Method for Addressing on Secondory Storage”, C.ACM 14, 218 (1961)

2) G.Schay Jr.：“Analysis of a File Addressing Method”, C.ACM, 15, 459 (1962)

3) 酒井，鮫島ほか：「データ ベース システムの動向と評価」，日立評論，57，31（昭50-9）

論文抄録

# 多モードW形光ファイバの周波数応答特性

日立製作所　田中捷樹・斧田誠一・他1名

**電子通信学会誌　59—C，91（昭51-2）**

光通信用伝送路として用いられる光ファイバは，その製造技術の進歩により，伝送損が1～2dB/km程度のものが得られるようになっている。伝送損の低下は，通信回線で中継間隔を伸ばせることを意味しており，光ファイバには当然広帯域特性が要求される。一方，これら回線での光ファイバとしては，接続の容易さからコア径を大きくできる多モード ファイバを用いる傾向にある。しかし，通常の単一クラッド形光ファイバでは，帯域を広げるためにはコア径，あるいはコアとクラッドの屈折率差を小さくして伝搬モード数を減少させなければならず，前者では接続の問題に，また，後者では曲げ損失の増加といった点に困難が生ずる。

コア径を大きく保ったまま広帯域化を図る一手段として，クラッド層をある程度薄くして中間層とし，外側にコアに近い屈折率を持つ最外層（クラッド層）を設けた，いわゆるW形構造が提案されている。この形の光ファイバでは，高次モードは漏れ波となって伝搬モード数が減少し広帯域となる一方，伝搬モードの界特性は最外層のない単一クラッドの場合とほとんど変わらず，したがって，曲げに強い特性が期待できる。筆者らはW形光ファイバの帯域特性の定量的な考察を行なうため，多モードW形光ファイバのベースバンド周波数応答特性，及び単一クラッド形と比較した場合の帯域についての解析，更に試作したW形光ファイバについての測定を行なった。

解析によれば，W形ファイバでの漏れモードは適当な中間層厚さに対して十分大きな減衰を受け，kmオーダの伝送では帯域特性に影響を及ぼさず，またコア径を一定とした場合，W形では中間層厚さをゼロとした単一クラッド形の帯域と同程度となる。また，試作した多モードW形ファイバの周波数特性は，定性的には理論と良く一致するが，定量的な一致はあまり良くない。この主要因についての定量的な取扱いは今後の課題である。

W形ファイバではコアとクラッドの屈折率差を小さくすることにより，広帯域化が可能であるが，この事情は単一クラッド形でも同様である。しかし，単一クラッド形では屈折率差を小さくすることにより曲げ損失が著しく増大し，ケーブル化などの実用上大きな問題が生ずる。W形構造では伝搬モードの界分布はほとんど最外層のない単一クラッド形と等しく，かつ最外層の存在により高次モードは漏れモードとなるため伝搬光電力のコア領域への集中度が極めて良くなることが予想され，したがって，曲げ損失などについても良好な特性が期待できる。この点に関する検討は今後の課題としたい。

論文抄録

# 多モードW形光ファイバの伝送帯域とパルス伝送特性

日立製作所　田中捷樹・斧田誠一・他1名

**電子通信学会誌　59—C，133（昭51-2）**

多モード光ファイバの伝送帯域を知る手段としては，光源に変調をかけ，変調周波数を掃引したときの各変調周波数でのスペクトルをファイバの入出力端で比較する方法がある。一方，入力として時間幅の狭い光パルスを用い，長距離伝送後のパルス幅の広がりなどの波形ひずみを観測する方法が広く用いられている。しかし，これら両測定法により得られる結果の相互関係は明らかにされていない。筆者らは，コアとクラッドの間に両者よりも屈折率の低い中間層をそう入した，いわゆるW形ファイバについて伝送帯域とパルス広がりの関係を理論的に考察し，両測定法による実験結果を比較検討した。

W形ファイバにおいて発生する漏れモードの減衰は，中間層の厚さを適当にすることにより十分大きくすることができ，この場合には，長距離伝送時の帯域特性への影響を無視することができる。更に，伝搬モードが一様な電力で励振され，かつ独立に伝搬すると仮定すれば，光ファイバの3dB帯域幅$B$はtmを最低次及び最高次モードの群遅延差として，$B \simeq 0.443/\mathrm{tm}$ が得られる。また，パルスの時間幅広がりの距離依存性測定に用いられる入力光パルスは，ほぼガウス形で近似できる場合が多く，この場合，ファイバからの出力波形は二つの誤差関数の差で与えられる。

以上の理論的検討をもとに，屈折率差の異なる25種の多モードW形光ファイバの3dB帯域幅とパルス広がりの測定結果について検討した。帯域幅は半導体レーザを光源として用い，変調周波数を10kHz～500MHzまで掃引し，各周波数でのスペクトルをファイバの入出力端で比較して求めた。また，パルス広がりは半導体レーザをパルス駆動して得られる半値全幅2nsのガウス形に近いパルスを入力とし，入出力端での波形の半値全幅の差として求めたものである。被測定ファイバはすべて1km長を50cm$\phi$のドラムに巻いたものである。

測定点は理論曲線の近傍に比較的よく分布している。測定点が理論曲線よりかなり外れるサンプルもあり，その主要因はモード間の結合と考えられる。しかし，モード変換の様子はファイバによって非常に異なっており，定量的に明確化するには至っていない。モード間の結合の影響が非常に顕著なファイバの一例では，パルス広がりは伝送距離がほぼ400mの点で，距離に比例する特性からその平方根に比例する特性に移行している。

多モード光ファイバでのモード間の結合が帯域特性に与える影響をより明確化するには，ファイバ入力端での伝搬モードの励起状態，及び各伝送距離でのモード分布を知るためのモード解析を実験的に行なう必要があるが，これは今後の課題である。