

Pervasive PSQL v11

Pervasive PSQL Programmer's Guide

PERVASIVE®

免責事項

Pervasive Software Inc. は、本ソフトウェアおよびドキュメントの使用を、利用者またはその会社に対して「現状のまま」で、かつ同梱の使用許諾契約書に記載の契約条件によってのみ許諾するものです。Pervasive Software Inc. は、いかなる場合にも本ソフトウェアおよび本マニュアルに記載された内容に関するその他の一切の保証を、明示的にも黙示的にも行いません。Pervasive Software Inc. は、市場性、権利、特定の目的に対する適合性、あるいは一連の取引業務や職業的な使用に関する問題などに対し、一切の保証を行わないことを明示するとともに、利用者およびその会社がこれに同意したものとします。

商標

Btrieve、Client/Server in a Box、Pervasive、Pervasive Software および Pervasive Software のロゴは、Pervasive Software Inc. の登録商標です。

Built on Pervasive Software、DataExchange、MicroKernel Database Engine、MicroKernel Database Architecture、Pervasive.SQL、Pervasive PSQL、Solution Network、Ultralight、ZDBA は Pervasive Software Inc. の商標です。

Microsoft、MS-DOS、Windows、Windows 95、Windows 98、Windows NT、Windows Me、Windows 2000、Windows 2003、Windows 2008、Windows 7、Windows 8、Windows Server 2003、Windows Server 2008、Windows Server 2012、Windows XP、Win32、Win32s、および Visual Basic は、Microsoft Corporation の登録商標です。

NetWare および Novell は Novell, Inc. の登録商標です。

NetWare Loadable Module、NLM、Novell DOS、Transaction Tracking System、TTS は、Novell, Inc. の商標です。

Sun、Sun Microsystems、Java、および Sun、Solaris、Java を含むすべての商標やロゴは、Sun Microsystems の商標または登録商標です。

すべての会社名および製品名は各社の商標または登録商標です。

© Copyright 2013 Pervasive Software Inc. All rights reserved. このマニュアルの全文、一部に関わりなく複製、複写、配布をすることは、前もって発行者の書面による同意がない限り禁止します。

本製品には、Powerdog Industries により開発されたソフトウェアが含まれています。

© Copyright 1994 Powerdog Industries. All rights reserved.

本製品には、KeyWorks Software により開発されたソフトウェアが含まれています。

© Copyright 2002 KeyWorks Software. All rights reserved.

本製品には、DUNDAS SOFTWARE により開発されたソフトウェアが含まれています。

© Copyright 1997-2000 DUNDAS SOFTWARE LTD. All rights reserved.

本製品には、Apache Software Foundation Foundation (<http://www.apache.org/>) により開発されたソフトウェアが含まれています。

本製品ではフリー ソフトウェアの unixODBC Driver Manager を使用しています。これは Peter Harvey (pharvey@codebydesign.com) によって作成され、Nick Gorham (nick@easysoft.com) により変更および拡張されたものに Pervasive Software が一部修正を加えたものです。Pervasive Software は、unixODBC Driver Manager プロジェクトの LGPL 使用許諾契約書に従って、このプロジェクトの現在の保守管理者にそのコード変更を提供します。unixODBC Driver Manager の Web ページは www.unixodbc.org にあります。このプロジェクトに関する詳細については、現在の保守管理者である Nick Gorham (nick@easysoft.com) にお問い合わせください。

GNU Lesser General Public License (LGPL) は本製品の配布メディアに含まれています。LGPL は www.fsf.org/licenses/licenses/lgpl.html でも見ることができます。

Pervasive PSQL Programmer's Guide

2013 年 1 月

目次

このマニュアルについて	XV
情報の参照先	xvi
このマニュアルの読者	xvii
このマニュアルの構成	xviii
データベース アクセス方法	xviii
トランザクショナル インターフェイスを使用したトランザクショナルプログラミング	xviii
リレーショナルプログラミング	xix
付録	xx
表記上の規則	xxi
1 Pervasive アクセス方法の概要	1
Pervasive アクセス方法の概要	2
Pervasive PSQL での SQL アクセス	3
2 開発者向けクイック スタート	5
アクセス方法の選択	6
データベース接続のクイック リファレンス	9
ADO.NET 接続	9
ADO/OLE DB 接続	9
JDBC 接続	10
Java クラス ライブラリ	10
DSN を使用しない接続	10
ODBC 情報	12
その他の SQL アクセス方法	12
アプリケーション開発のためのその他のリソース	13
概念情報	13
リファレンス情報	13
サンプル コード	13
3 トランザクショナル インターフェイスのアプリケーション開発	15
トランザクショナル インターフェイス環境	16
ドキュメント	16
トランザクショナル インターフェイスの設定に関する問題	17
4 トランザクショナル インターフェイスの基礎	19
トランザクショナル インターフェイスの概要	20
トランザクショナル インターフェイス環境	22
ページ	24
ページ タイプ	24

目次

ページサイズ	25
ファイルタイプ	28
標準データファイル	28
データオンリーファイル	28
キーオンリーファイル	29
ラージファイル	29
長いファイル名	30
データ型	31
キー属性	32
キー属性の解説	32
キー仕様	49
データベース URI	52
構文	52
パラメーターの優先順位	53
特殊文字	54
備考	55
例	56
IPv6	57
ダブルバイト文字のサポート	58
レコード長	59
データの整合性	61
レコード ロック	61
トランザクション	61
トランザクション一貫性保守	63
システム データ	64
シャドウ ページング	65
ファイルのバックアップ	66
イベント ログイング	67
パフォーマンスの向上	68
システム トランザクション	68
メモリ管理	71
ページプリアロケーション	72
Extended オペレーション	72
ディスク使用量	74
空きスペース リスト	74
インデックス バランスの実行	74
データ圧縮	75
ブランク トランケーション	76
5 データベースの設計	77
データ ファイルについて	78
データ ファイルの作成	81

データレイアウト	81
ファイル仕様およびキー仕様の構造体の作成	87
ページレベル圧縮を用いたファイルの作成	90
Create オペレーションの呼び出し	90
Create Index オペレーション	92
論理レコード長の計算	93
ページサイズの選択	94
ファイルサイズの予測	102
式および派生手順	102
データベースの最適化	107
重複キー	107
ページプリアロケーション	109
ブランク トランケーション	111
レコード圧縮	111
インデックス バランス	113
可変長部割り当てテーブル	114
キーオンリー ファイル	115
セキュリティの設定	117
オーナー ネーム	117
排他モード	118
SQL セキュリティ	118
6 言語インターフェイス モジュール	119
インターフェイス モジュールの概要	120
C/C++	122
インターフェイス モジュール	122
プログラミングの必要条件	123
COBOL	124
Delphi	125
DOS (Btrieve)	126
インターフェイス モジュール	126
Pascal	128
Visual Basic	130
7 インターフェイス ライブラリ	135
インターフェイス ライブラリの概要	136
Linux	136
Pervasive PSQL アプリケーションの配布	137
Pervasive PSQL の配布規則	137
Pervasive PSQL ActiveX ファイルの登録	137
Pervasive PSQL を開発したアプリケーションとともにインストールする	138

8	レコードの処理	139
	オペレーションのシーケンス	140
	レコードへのアクセス	142
	物理位置によるレコードへのアクセス	142
	キー値によるレコードへのアクセス	143
	可変長レコードの読み取り	145
	チャンクによるレコードへのアクセス	147
	レコードの挿入と更新	149
	ミッションクリティカルな挿入と更新における信頼性の確保	149
	重複不可キーの挿入	150
	可変長レコードの挿入および更新	150
	固定長部分の読み取りおよび更新	151
	変更不可キーの更新	152
	No-Currency-Change (NCC) オペレーション	152
	マルチレコードのオペレーション	154
	用語	154
	背景	155
	検証	155
	最適化	156
	パフォーマンスのヒント	160
	キーの追加と削除	163
9	複数のクライアントのサポート	165
	Btrieve クライアント	166
	受動的並行性 (パッシブ コンカレンシー)	171
	レコードのロック	173
	ユーザー トランザクション	174
	ロック	175
	並行トランザクションのレコード ロック	178
	暗黙ロック	182
	ファイル ロック	183
	複数並行制御ツールの例	185
	例 1	185
	例 2	189
	複数ポジション ブロックの並行制御	191
	複数ポジション ブロック	192
	クライアント ID パラメーター	193
10	Btrieve アプリケーションのデバッグ	195
	トレース ファイル	196
	クライアント / サーバー環境における間接的な Chunk オペレーション	200
	エンジンのシャットダウンと接続のリセット	201

ファイル内の無駄な領域の削減	202
11 Btrieve API プログラミング	203
Btrieve API プログラミングの基礎	204
Btrieve API フロー チャート	204
Visual Basic に関する注記	205
Delphi に関する注記	206
Pervasive PSQL アプリケーションの起動	207
Pervasive PSQL ソース モジュールの追加	207
Btrieve API のコード サンプル	208
ファイルの作成	208
レコードの挿入	215
レコードの更新	219
Step オペレーションの実行	222
Get オペレーションの実行	225
チャンク、BLOB、および可変長レコード	229
セグメント化されたインデックスの処理	233
Visual Basic のための Btrieve API 関数の宣言	237
12 データベースの作成	239
名前付きデータベース	240
バウンド データベース	241
データベース コンポーネントの作成	243
名前付け規則	244
一意名	244
有効な文字	244
名前の最大長	245
大文字と小文字の区別	245
データ辞書の作成	246
テーブルの作成	248
エイリアス	248
列の作成	250
インデックスの作成	251
インデックス セグメント	251
インデックス属性	253
13 リレーショナル データベース設計	257
データベース設計の概要	258
設計の段階	259
概念設計	259
論理設計	259
物理設計	262

14 データの挿入と削除	265
データの挿入および削除の概要	266
値の挿入	267
トランザクション処理	268
データの削除	269
インデックスの削除	270
列の削除	271
テーブルの削除	272
データベース全体の削除	273
15 データの変更	275
データ変更の概要	276
テーブルの変更	277
デフォルト値の設定	278
UPDATE ステートメントの使用	279
16 データの取得	281
データ取得の概要	282
ビュー	283
ビューの機能	283
テンポラリビューとストアドビュー	283
ビューの読み取り専用テーブル	285
マージ可能なビュー	286
選択リスト	288
ソートされた行とグループ化された行	290
結合	291
ほかのテーブルとのテーブルの結合	292
テーブルとのビューの結合	293
結合のタイプ	293
サブクエリ	295
サブクエリの制限	295
相関サブクエリ	295
制限句	297
制限句演算子	297
制限句の例	299
関数	301
集計関数	301
集合関数への引数	301
集計関数の規則	302
スカラー関数	303

17 ロジックの格納	305
ストアド プロシージャ	306
ストアド プロシージャと位置付け更新	306
ストアド プロシージャの宣言	307
ストアド プロシージャの呼び出し	307
ストアド プロシージャの削除	308
SQL 変数ステートメント	309
プロシージャ所有の変数	309
代入ステートメント	309
SQL 制御ステートメント	310
複合ステートメント	310
IF ステートメント	311
LEAVE ステートメント	311
LOOP ステートメント	311
WHILE ステートメント	312
SQL トリガー	313
トリガーのタイミングと順序	313
トリガー アクションの定義	315
18 データの管理	317
データ管理の概要	318
テーブル間の関係の定義	319
参照整合性の定義	319
キー	321
主キー	321
外部キー	322
参照制約	325
参照整合性規則	325
サンプル データベースの参照整合性	330
Course テーブルを作成する	330
Course テーブルに主キーを追加する	330
参照制約を使用して Student テーブルを作成する	330
データベース セキュリティの管理	331
データベース権限の理解	331
データベース セキュリティの確立	332
セキュリティの有効化	333
ユーザー グループとユーザーの作成	334
アクセス権の付与	335
ユーザーとユーザーグループの削除	337
アクセス権の取り消し	337
セキュリティの無効化	337
データベース セキュリティに関する情報の取得	338

目次

並行制御	339
トランザクション処理	339
トランザクションの開始と終了	340
ネストされたトランザクションへのセーブポイントの使用	340
特に考慮すべき点	343
分離レベル	343
明示的ロック	348
パッシブ コントロール	349
Pervasive PSQL データベースのアトミシティ	351
プロシージャ内のトランザクション制御	351
A インターナショナル ソート規則を使用したコレーションのサンプル	353
ドイツ語のサンプル コレーション	354
未ソートのデータ	354
ソート済みのデータ	355
スペイン語のサンプル コレーション	356
未ソートのデータ	356
ソート済みのデータ	357
フランス語のサンプル コレーション	359
未ソートのデータ	359
ソート済みのデータ	360
B サンプル データベース テーブルと参照整合性	361
Demodata サンプル データベースの概要	362
Demodata サンプル データベースの構造	363
前提条件	363
エンティティの関係	364
Demodata サンプル データベースの参照整合性	365
Demodata サンプル データベースのテーブル設計	367
BILLING テーブル	367
CLASS テーブル	368
COURSE テーブル	368
DEPT テーブル	368
ENROLLS テーブル	369
FACULTY テーブル	369
PERSON テーブル	369
ROOM テーブル	371
STUDENT テーブル	371
TUITION テーブル	371



1	制限句の例	297
2	複数のパスの例外	328
3	エンティティの関係	364
4	サンプルデータベースの RI 構造	365

表

1	アプリケーション プログラミングのアクセス方法の比較	7
2	システム エラー コード	45
3	ユーザー定義オルタネート コーレーティング シーケンスの形式	46
4	ISR テーブル名	48
5	キー仕様構造体	49
6	キー属性	50
7	ページごとの最大インデックス セグメント数	51
8	データベース URI の要素	52
9	データベース URI における特殊文字	54
10	エスケープ シーケンスを含んでいる URI の例	55
11	トランザクショナル インターフェイス URI の例	56
12	固定長レコードの最大レコード サイズ (バイト単位)	59
13	キー属性	82
14	ファイル属性	84
15	ファイル仕様およびキー仕様のサンプル データ バッファ	87
16	ファイル形式ごとの最大論理レコード長	93
17	レコードの圧縮を使用しない場合のレコード オーバーヘッドのバイト数	94
18	レコードの圧縮を使用した場合のレコード オーバーヘッドのバイト数	95
19	ページ オーバーヘッド (バイト数)	95
20	物理レコード長のワークシート	96
21	物理レコード長の例: 194 バイト	97
22	8.x より前のファイルバージョンの例: レコード長 14 バイト	99
23	最小ページ サイズ ワークシート	100
24	最小ページ サイズ ワークシート	101
25	ファイル形式ごとの特殊ページのページ サイズ	105
26	ページ サイズごとのディスク領域割り当て	110
27	Btrieve 言語インターフェイス ソース モジュール	120
28	Btrieve データ バッファで使用される共通データ型	121
29	Btrieve API オペレーティング システム スイッチ	123
30	DOS アプリケーション用の Btrieve API オペレーティング システム スイッチ	127
31	トランザクショナル インターフェイス プログラミング ライブラリ	136
32	再配布可能なファイル	137
33	Extended オペレーションの実際の方向	157
34	マルチレコード オペレーション用のサンプル データ	158
35	ローカル クライアントに関して発生する可能性のあるファイル操作の競合	169

36	受動的並行性（トランザクションでない処理の例）	171
37	受動的並行性（並行トランザクションの例）	172
38	暗黙ロックのない例	181
39	レコード ロック、ページ ロック、並行性の相互関係	185
40	ファイル ロックと受動的並行性の相互関係	189
41	Pervasive PSQL システム テーブル	246
42	データ ファイルあたりの最大インデックス セグメント数	252
43	ブール演算子	298
44	関係条件演算子	298
45	範囲条件演算子	298
46	集計関数	301
47	データベース権	331
48	RI に関連するテーブルと列	365

このマニュアルについて

Pervasive PSQL ソフトウェア開発キット (SDK) を使用すれば、開発者はトランザクショナル インターフェイス、リレーショナル インターフェイス、あるいはその両方を使用してアプリケーションを作成することができます。このマニュアルでは、Pervasive のインターフェイスを使用するアプリケーションの開発方法に関する基本事項について説明します。

情報の参照先

SDK のユーザー ドキュメントはデータベース エンジンのインストール時に一緒にインストールできます。このドキュメントには本マニュアルとその他の SDK マニュアルが含まれています。

探す情報	参照先
このマニュアルに含まれる情報	「このマニュアルの構成」
ADO および OLE DB を使用したプログラミング	『Pervasive Data Provider for .NET Guide and Reference』を参照してください。
Distributed Tuning Interface の使用法	『Distributed Tuning Interface Guide』を参照してください。
API リファレンス マニュアル	『Btrieve API Guide』を参照してください。
ActiveX コントロール、OLE DB と ADO、Distributed Tuning Objects、および Pervasive Direct Access Components for Delphi and C++ Builder	『ActiveX Controls Guide』、『OLE DB Provider Guide』、『Distributed Tuning Objects Guide』、および『Pervasive Direct Access Components Guide』を参照してください。
Pervasive PSQL のインストールと実行	『Getting Started with Pervasive PSQL』を参照してください。
Java を使用したプログラミング	『JDBC Driver Guide』および『Java Class Library Guide』を参照してください。
Pervasive PSQL における管理者タスクの実行	『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。
Pervasive PSQL エラー コード	『Status Codes and Messages』を参照してください。
その他	索引を使って特定の必要な問題に関する情報を探してください。

ドキュメント ライブラリのビューアーは Pervasive PSQL Control Center (PCC) に組み込まれました。ドキュメントは、PCC インターフェイスの [ようこそ] ビュー、[ヘルプ] メニュー、F1 (Windows) または Shift + F1 (Linux) キーを押すことによって開くことができます。

トランザクショナル インターフェイスは、ハイパフォーマンスのデータ処理とプログラミングの生産性向上を目的として設計されています。ODBC によって、Pervasive リレーショナル インターフェイスへリレーショナル アクセスすることができます。

このマニュアルの読者

このマニュアルでは、さまざまなデータベースへのアクセス方法や API を使用して **Pervasive** アプリケーションを開発する方法を学習したい開発者向けに、手続き的な情報を提供しています。また、トランザクショナルおよびリレーショナルレベルでの **Pervasive SQL** データベースの設計と概念についても説明しています。

このマニュアルの構成

このマニュアルでは、以下の項目について説明します。

データベース アクセス方法

- 第1章「[Pervasive アクセス方法の概要](#)」
この章では、Pervasive PSQL アプリケーションを開発できる各種ビジュアルコンポーネントと API の概要を示します。
- 第2章「[開発者向けクイック スタート](#)」
この章では、アクセス方法の詳細を示します。

トランザクショナル インターフェイスを使用したトランザクショナル プログラミング

- 第3章「[トランザクショナル インターフェイスのアプリケーション開発](#)」
この章では、トランザクショナル インターフェイス環境でのアプリケーションの開発と実行に関する情報を示します。
- 第4章「[トランザクショナル インターフェイスの基礎](#)」
この章では、API およびトランザクショナル インターフェイスの機能について説明します。
- 第5章「[データベースの設計](#)」
この章では、データ ファイルの作成、システム パフォーマンスの向上、セキュリティの設定に関する情報を示します。
- 第6章「[言語インターフェイス モジュール](#)」
この章では、Pervasive PSQL SDK インストール オプションに用意されている言語インターフェイス ソース モジュールを示します。
- 第7章「[インターフェイス ライブラリ](#)」
この章では、Pervasive インターフェイス ライブラリと Glue DLL ファイルの配布条件について概説します。
- 第8章「[レコードの処理](#)」
この章では、レコードの挿入と更新、レコード内の位置の確立、キーの追加と削除に関する情報を示します。
- 第10章「[Btrieve アプリケーションのデバッグ](#)」
この章では、アプリケーションのトラブルシューティングに関するヒントを示します。

- 第9章 「[複数のクライアントのサポート](#)」
この章では、複数のユーザーとアプリケーションのサポートに関する基本的な概念について説明します。
- 第11章 「[Btrieve API プログラミング](#)」
この章では、Btrieve API を直接呼び出して Pervasive PSQL アプリケーションの開発を開始する場合に役立つ情報を示します。

リレーショナルプログラミング

- 第12章 「[データベースの作成](#)」
この章では、データベースの作成方法、つまり、データ辞書を作成し、データベースのテーブル、列およびインデックスを作成する方法について説明します。
- 第13章 「[リレーショナル データベース設計](#)」
この章では、リレーショナル データベース設計の基本原則について概説します。開発プロセス全体にわたる完全なデータベース設計は、データベースの機能とパフォーマンスの成功に不可欠です。
- 第14章 「[データの挿入と削除](#)」
この章では、Pervasive PSQL アプリケーションまたは SQL ステートメントを使用してデータベースにデータを追加する方法について説明します。また、データベースから行、インデックス、列またはテーブルを削除したり、データベースが不要になったときにデータベース全体を削除する方法について説明します。
- 第15章 「[データの変更](#)」
この章では、テーブル定義、列属性およびデータを変更する方法について説明します。これらのタスクを実行するには、対話形式のアプリケーションを使用して SQL ステートメントを入力します。
- 第16章 「[データの取得](#)」
この章では、SELECT ステートメントを使用してデータを検索する方法について説明します。
- 第17章 「[ロジックの格納](#)」
この章では、将来使用するために SQL プロシージャを格納する方法と SQL トリガーを作成する方法について説明します。
- 第18章 「[データの管理](#)」
この章では、テーブル、データベースのセキュリティ管理、トランザクションの並行制御の関係の定義について説明します。また、Pervasive PSQL データベースのアトミシティについても説明します。

付録

- 付録 A 「[国際的なソート規則を使用したコレクションのサンプル](#)」

この付録では、トランザクショナル インターフェイスに用意されている ISR テーブルを使用した言語固有の文字列のサンプル コレクションを一覧します。

- 付録 B 「[サンプル データベース テーブルと参照整合性](#)」

この付録では、大学のサンプル データベースのテーブル設計について説明します。

このマニュアルの巻末には索引が用意されています。

表記上の規則

特段の記述がない限り、コマンド構文、コード、およびコード例では、以下の表記が使用されます。

大文字小文字の 区別	通常、コマンドと予約語は、大文字で表記されます。本書で別途記述がない限り、これらの項目は大文字、小文字、あるいはその両方を使って入力できます。たとえば、MYPROG、myprog、またはMYprogと入力することができます。
太字	太字で表示される単語には次のようなものがあります。メニュー名、ダイアログボックス名、コマンド、オプション、ボタン、ステートメントなど。
固定幅フォント	固定幅フォントは、コマンド構文など、ユーザーが入力するテキストに使われます。
[]	省略可能な情報には、 <code>[log_name]</code> のように、角かっこが使用されます。角かっこで囲まれていない情報は必ず指定する必要があります。
	縦棒は、 <code>[file name @file name]</code> のように、入力する情報の選択肢を表します。
< >	< > は、 <code>/D=<5 6 7></code> のように、必須項目に対する選択肢を表します。
変数	<i>file name</i> のように斜体で表されている語は、適切な値に置き換える必要のある変数です。
...	<code>[parameter...]</code> のように、情報の後に省略記号が続く場合は、その情報を繰り返し使用できます。
::=	記号 ::= は、ある項目が別の項目用語で定義されていることを意味します。たとえば、 <code>a::=b</code> は、項目 <i>a</i> が <i>b</i> で定義されていることを意味します。

Pervasive アクセス方法の概要

1

この章では、Pervasive プログラミングについて概説します。以下の項目が含まれます。

- 「Pervasive アクセス方法の概要」
- 「Pervasive PSQL での SQL アクセス」

Pervasive アクセス方法の概要

以下に、Pervasive のアクセス方法と API の要約を示します。

アクセス方法	説明	使用目的
Btrieve (トランザクショナル インターフェイス)	独創的な Btrieve API	Btrieve データベース アプリケーションの作成
ADO (Microsoft IDE)	高レベルなビジュアルまたはコード ベースのプログラミング	トランザクショナルまたはリレーショナル (SQL) アプリケーションのビジュアル プログラミング。これは、Microsoft 開発環境にお勧めできるプログラミング インターフェイスです。
PDAC (Embarcadero IDE)	Delphi および C++ Builder 用の Pervasive Direct Access Components	Embarcadero データウェア コンポーネントの機能に取って代わるもので、Embarcadero Database Engine が不要になります。
ODBC (リレーショナル)	Microsoft Open Database Connectivity (ODBC)	SQL ベースのアプリケーションの作成
Java クラス ライブラリ	トランザクショナル インターフェイス データ アクセス用の Java クラス ライブラリ	トランザクショナル インターフェイスに接続する Java ベースのアプリケーションの作成
JDBC	Sun の Java Database Connectivity の実装	業界標準の API を使用した JDBC ベース SQL アプリケーションの作成。
Distributed Tuning Interface (DTI)	監視および管理用の Pervasive API	アプリケーションからの管理機能およびユーティリティ機能の実行、アプリケーションのデータ辞書ファイルの作成と保守。
Distributed Tuning Objects (DTO)	監視と管理用の Pervasive オブジェクト指向プログラミング インターフェイス	アプリケーションからの管理機能およびユーティリティ機能の実行、アプリケーションのデータ辞書ファイルの作成と保守。

Pervasive PSQL での SQL アクセス

ODBC は SQL データベース用のアクセス方法です。これによって以下のような利点が得られます。

- パフォーマンスの向上
- 標準ベースの API
- Pervasive のレプリケーション製品の中核

Pervasive PSQL アプリケーションを開発するために、ODBC API を習得する必要はありません。開発を容易にする OLE DB または JDBC のような追加インターフェイスもあります。

開発者向けクイックスタート

2

Pervasive SQL ソフトウェア開発キット (SDK) は、2 つのデータベースソリューションのそれぞれの長所を提供します。トランザクショナル インターフェイスは高速データ トランザクションを提供し、また、リレーショナル インターフェイスは同じデータに対する完全機能型リレーショナル データ アクセスを提供し、報告および意思決定支援におけるパフォーマンスを向上させます。

この章では、以降で説明するアプリケーションの構築を Pervasive SQL で容易に行えるようにするためのヒントを示します。

- 「[アクセス方法の選択](#)」
- 「[データベース接続のクイック リファレンス](#)」
- 「[アプリケーション開発のためのその他のリソース](#)」

アクセス方法の選択

開発戦略の選択肢には多くの要因が影響します。各種プラットフォーム上でツールを使用できるか、開発者が所定のプログラミング環境をよく理解しているか、また移植可能であるか、といった条件は、多くの場合、このプロセスにおいて決定的な役割を果たします。また一方で、開発者が柔軟性を持ち合わせている場合は、多方面の繊細な要因を考慮する必要があります。

パフォーマンスは常に考慮の対象になります。ただし、実行時のパフォーマンスと開発期間とのバランスをとらなければなりません。すなわち、プログラムを短時間で完成するのと、使用時に短時間で実行できるようにするのはどちらがより重要であるかということです。

データベースプログラミングでは、データベースのインターフェイスは、開発期間と実行時のパフォーマンスの両方に影響を与えます。多くの場合、SQL と Btrieve のどちらを選択するかはこれらの要因だけにに基づきます。

Pervasive PSQL 製品を初めて使う場合、ADO NET/OLE DB、ActiveX コントロール、JDBC、Pervasive Direct Access Components for Delphi and C++ Builder、その他のサードパーティ開発ツールなどのアクセス方法を使用して Pervasive PSQL アプリケーションを開発することができます。

Btrieve API に直接書き込みを行う場合は、「[Btrieve API プログラミング](#)」を参照してください。この章では、いくつかのプログラミング言語でヒントとコード サンプルを示します。

表 1 では、さまざまな Pervasive PSQL のアクセス方法を比較しています。

表 1 アプリケーション プログラミングのアクセス方法の比較

アクセス方法	特性	適応項目
Btrieve API	<ul style="list-style-type: none"> ◆ ほとんどの Windows プログラミング言語から DLL を呼び出し可能。 ◆ データベースの完全な機能セットを公開。 ◆ 最小サイズ。 ◆ 最大の柔軟性。 ◆ アプリケーションとデータ間の最短コードパス。 ◆ リレーショナル データベース管理システムにおける最小のコード オーバーヘッド。(ただし、データベース管理専用のアプリケーションコード数を増やす必要があります。) ◆ クライアント / サーバー機能。 ◆ BLOB サポート。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ サイズまたは実行時のパフォーマンスを重視するアプリケーション。
Java	<ul style="list-style-type: none"> ◆ シンクライアント。 ◆ プラットフォーム間の移植可能性。 ◆ インターネットまたはイントラネットの能力。 ◆ Winsock プロトコルと JNI プロトコルをサポート。 ◆ マシンと OS の独立性。インターネットと Web の能力。 ◆ 最小サイズ。 ◆ 優れた柔軟性。 ◆ インターフェイスに実装されている行セット、フィールドの抽象化。 ◆ 総合的なパフォーマンス。Java は、コードのオーバーヘッドの大きなインタプリタ言語です。 ◆ クライアント / サーバー機能、言語に固有のバージョン管理。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Web アプレット。 ◆ インターネットベース アプリケーション。 ◆ 各種ハードウェアおよび OS プラットフォームで実行しなければならないアプリケーション。
ADO/OLE DB	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Visual Studio との優れた統合。 ◆ トランザクショナル、リレーショナルのいずれの状況でも動作。 ◆ インターネットまたはイントラネットに適応。 ◆ 行セット、フィールドの抽象化。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Visual Studio を使用したアプリケーション開発。
ADO.NET	<ul style="list-style-type: none"> ◆ 優れた総合的なパフォーマンス。 ◆ インターネットの能力。 ◆ XML サポート。 ◆ 効率的なスケーラブルアーキテクチャ。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ 実行時間が最重要である、管理された環境で実行するアプリケーション。

表 1 アプリケーション プログラミングのアクセス方法の比較

アクセス方法	特性	適応項目
ActiveX	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Visual Basic ネイティブ インターフェイス。 ◆ ほとんどの Windows プログラミング環境でサポート。 ◆ 優れた柔軟性。 ◆ 優れた総合的パフォーマンス。 ◆ インターネットの能力。 ◆ 行セット、フィールドの抽象化。 ◆ Extended オペレーション、テーブル結合機能。 ◆ クライアント / サーバー機能。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ 実行時のパフォーマンスとコーディングのしやすさとのバランスが重要なアプリケーション。 ◆ ダウンロード時のフットプリントが最小であることや、Java のマシン非依存性は必要としないが、インターネット上のデータへのアクセスを必要とするアプリケーション。
SQL/ODBC	<ul style="list-style-type: none"> ◆ データベースの実装からアプリケーション インターフェイスを抽象化。 ◆ ほとんどのプログラミング言語、多数のアプリケーションがサポート。 ◆ リレーショナルアクセスのみ。 ◆ ラージ。一般的にネイティブ DBMS API への直接インターフェイスより低速。アプリケーションに「汎用」インターフェイスを提供。 ◆ 完全なリレーショナル インプリメンテーション。 ◆ ネイティブ機能のサブセット。 ◆ ほとんどすべての Windows プログラミング環境と多数の市販のアプリケーションでサポートされる標準インターフェイス。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ さまざまなデータ ストアへの異種アクセスを必要とするアプリケーション、または特定のデータストアに依存しないアプリケーション。 ◆ リレーショナル データ ストアの保守を重視するが、なおかつ、実行時のパフォーマンスが重要であるアプリケーション。
Pervasive Direct Access Components	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Delphi および C++ Builder の Embarcadero Database Engine に取って代わる。 ◆ トランザクショナルまたはリレーショナル コンテキストからデータにアクセスするクラス。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Embarcadero IDE を使用したアプリケーション開発。

データベース接続のクイック リファレンス

このセクションでは、Pervasive PSQL データベースへの接続方法に関する情報を提供します。

これらの例は、各アクセス方法の完全なドキュメントを補足するだけのものです。各アクセス方法には、詳細情報へのリンクがあります。

各サンプルは、Pervasive PSQL に含まれる DEMODATA サンプル データベースの Course テーブルを参照します。

- [「ADO.NET 接続」](#)
- [「ADO/OLE DB 接続」](#)
- [「JDBC 接続」](#)
- [「Java クラス ライブラリ」](#)
- [「DSN を使用しない接続」](#)

ADO.NET 接続

ADO.NET の詳細については、以下を参照してください。

- 『Pervasive Data Provider for .NET Guide and Reference』の[「データ プロバイダーの使用」](#)
- サンプルのヘッダーとファイル（ADO.NET のサンプルとヘッダーファイルの Web ダウンロード）をインストールした場合に提供されるコード例。

ADO.NET DB 接続のサンプル コード

```
"ServerDSN=Demodata;UID=test;PWD=test;ServerName=localhost;"
```

ADO/OLE DB 接続

ADO/OLE DB の詳細については、以下を参照してください。

- [「OLE DB プロバイダーの概要」](#)
- [「Pervasive OLE DB プロバイダーによるプログラミング」](#)

ADO/OLE DB 接続のサンプル コード

```
Dim rs As New ADODB.Recordset  
rs.Open "Course", "Provider=PervasiveOLEDB;Data  
Source=DEMODATA", adOpenDynamic,  
adLockOptimistic, adCmdTableDirect
```

開発者向けクイック スタート

- ・ データを使用した処理

```
rs.Close
```

JDBC 接続

JDBC の詳細については、以下を参照してください。

- 「[Pervasive JDBC ドライバーの概要](#)」
- 「[Pervasive JDBC 2 ドライバーを使用したプログラミング](#)」

JDBC 接続のサンプル コード

```
Class.forName("com.pervasive.jdbc.v2.Driver");
Connection con =
    DriverManager.getConnection("jdbc:pervasive://
    localhost:1583/DEMODATA");
PreparedStatement stmt = con.prepareStatement("SELECT *
    FROM Course ORDER BY Name");
ResultSet rs = stmt.executeQuery();
```

Java クラス ライブラリ

Java クラス ライブラリの詳細については、以下を参照してください。

- 「[Pervasive Java インターフェイスの概要](#)」
- 「[Java クラス ライブラリを使ったプログラミング](#)」

JCL 接続文字列のサンプル

```
Session session = Driver.establishSession();
Database db = session.connectToDatabase();
db.setDictionaryLoc("c:¥¥PVS¥¥DEMODATA");
```

DSN を使用しない接続

Pervasive PSQL により、アプリケーションは DSN を使用しない接続 (DSN を使用しないで SQL エンジンに接続する) を実行することができます。

サーバーでローカルに実行、またはリモート クライアントから実行するには、次の手順が必要です。この方法は、ワークステーション/ワークグループ エンジンだけでなく、サーバー エンジンでも機能します。

- 1 SQLAllocEnv
- 2 SQLAllocConnect
- 3 SQLDriverConnect:"Driver={Pervasive ODBC Client Interface};
ServerName=<解決するサーバー名>;dbq=@<サーバー側の DBName>";

例

```
Driver={Pervasive ODBC Client Interface};ServerName=  
myserver;dbq=@DEMODATA;
```



メモ Pervasive.SQL 2000 (SP3) より前のリリースでは、DSN を使用しない接続は、エンジンに対しローカルに実行されるアプリケーション（つまり、エンジンが実行されているのと同じマシン上で実行）でのみサポートされていました。しかし、ドライバー文字列の形式が Pervasive.SQL 2000i (SP3) から変更されました。DSN を使用しない接続を行うアプリケーションは、Pervasive.SQL 2000 (SP2a) 以前が適用された環境で DSN なしで実行するには、すべて上記のように変更し、再コンパイルする必要があります。

ODBC 情報

Pervasive ODBC インターフェイスの機能および制限事項については、『SQL Engine Reference』で説明します。このマニュアルは、Pervasive PSQL サーバーおよびワークグループ製品に付属しています。

- ODBC の詳細については、『SQL Engine Reference』の「[ODBC エンジン リファレンス](#)」を参照してください。
- サポートされる SQL 構文については、『SQL Engine Reference』の「[SQL 構文リファレンス](#)」を参照してください。

その他の SQL アクセス方法

ADO/OLEDB

ADO/OLE DB のプログラミング情報については、『OLE DB Provider Guide』を参照してください。

JDBC

SQL エンジンの JDBC プログラミングについては、『JDBC Driver Guide』を参照してください。

- 「[Pervasive JDBC ドライバーの概要](#)」
- 「[Pervasive JDBC 2 ドライバーを使用したプログラミング](#)」

PDAC

Pervasive Direct Access Components は Delphi および C++ Builder アプリケーションに使用します。詳細については、『Pervasive Direct Access Components Guide』で以下のトピックを参照してください。

- 「[Direct Access Components の使用方法](#)」
- 「[Direct Access Components リファレンス](#)」

アプリケーション開発のためのその他のリソース

このセクションでは、Pervasive PSQL の概念をより深く理解するための情報を提供します。

概念情報

このマニュアルでは、Pervasive PSQL データベースへのトランザクショナル (Btrieve) インターフェイスとリレーショナル (SQL) インターフェイスの両方の概念について説明します。

リファレンス情報

開発者のためのリファレンス情報は、さまざまなソフトウェア開発キット (SDK) のマニュアルに含まれています。データベース エンジンと同時にインストール可能な Eclipse ヘルプでは、「開発者リファレンス」カテゴリを参照してください。

サンプル コード

SDK コンポーネントのインストール場所には、サンプル アプリケーションが保存されています。以下のようなサンプルが含まれています。

- ADO/OLE DB プログラミング (Visual Basic または Visual C++ を使用)
- Pervasive Direct Access Components (Delphi と C++ Builder を使用)
- Java プログラミング (Pervasive Java クラス ライブラリまたは JDBC を使用)
- Distributed Tuning Interface (Visual C++ または Delphi 用)
- Distributed Tuning Objects (Visual Basic 用)

トランザクショナル インターフェイスのアプリケーション開発

3

この章では、Pervasive PSQL のトランザクショナル インターフェイスでアプリケーションを設計する際に考慮する必要がある情報を示します。これらの概念について、以下の各セクションで説明します。

- 「トランザクショナル インターフェイス環境」
- 「トランザクショナル インターフェイスの設定に関する問題」

トランザクショナル インターフェイス環境

エンド ユーザーがトランザクショナル インターフェイス アプリケーションを実行する前に、エンド ユーザーのコンピューターでトランザクショナル データベース エンジンのバージョンを使用できるようにする必要があります。アプリケーションに不可欠なトランザクショナル インターフェイスソフトウェア バージョンと環境設定に関する情報をエンド ユーザーに提供する必要があります。

ドキュメント

エンド ユーザーが以下の Pervasive PSQL マニュアルを参照できるようにしてください。

- 『Getting Started with Pervasive PSQL』。このマニュアルでは、Pervasive PSQL ソフトウェアのインストールについて説明しています。
- 『Status Codes and Messages』。このマニュアルでは、Pervasive PSQL コンポーネントが返すことのできるステータス コードとシステム メッセージについて説明しています。
- 『Pervasive PSQL User's Guide』。このマニュアルでは、Pervasive PSQL ユーティリティについて説明しています。

Pervasive OEM パートナーであれば、作成したアプリケーションにこれらのマニュアルを添付できます。

トランザクショナル インターフェイスの設定に関する問題

エンド ユーザーは、トランザクショナル インターフェイス アプリケーションについて以下の情報を知っておく必要があります。この情報をトランザクショナル インターフェイス アプリケーションに添付するドキュメントに記載してください。

- アプリケーションに必要なメモリ容量。

アプリケーションには、トランザクショナル インターフェイス自体に必要な容量より多いメモリまたはディスク領域が必要となる場合があります。アプリケーションのディスク領域とメモリ必要量を確定し、この情報をユーザーに伝えてください。トランザクショナル インターフェイスのシステム要件については、『[Getting Started with Pervasive PSQL](#)』および弊社の Web サイトを参照してください。
- アプリケーションにデフォルト以外のトランザクショナル データベース エンジン構成の設定が必要かどうか。特に、エンド ユーザーがこれらのトランザクショナル データベース エンジン オプションを変更する必要があるかどうかを考慮してください。
 - **作成ファイルのバージョン**。アプリケーションにはトランザクショナル データベース エンジンの旧バージョンとの後方互換性が必要ですか？そうであれば、このオプションに対応する値を設定するようにエンド ユーザーに指示してください。
 - **インデックス バランス**。アプリケーションは、作成するすべてのファイルにインデックス バランス ファイル属性を設定しますか？そうであれば、エンド ユーザーはインデックス バランスをデフォルトのオフにして使用できます。そうでなければ、MicroKernel レベルでインデックス バランスをオンにするようにエンド ユーザーに指示する必要があります。詳細については、「[インデックス バランス](#)」を参照してください。
 - **最大圧縮レコード サイズ**。アプリケーションは圧縮されたレコードを使用しますか？そうであれば、『[Advanced Operations Guide](#)』の「[レコードおよびページ圧縮](#)」と、このマニュアルの「[ページサイズの選択](#)」、「[ファイルサイズの予測](#)」、および「[レコード圧縮](#)」を参照してください。
 - **システム データ**。データベース内のすべてのファイルは重複のないキーを持っていますか？そうであれば、これらのファイルはトランザクショナル 一貫性保守の機能を利用できます。そうでなければ、エンド ユーザーはファイルをトランザクショナル 一貫保守性のあるものにするために [システム データの作成] を [必要な場合] または [常時] に設定しなければならない場合があります。

設定オプションの説明については、『[Advanced Operations Guide](#)』を参照してください。

トランザクショナル インターフェイスの基礎

4

この章では、Pervasive PSQL のトランザクショナル インターフェイスの機能について、以下の各セクションで説明します。

- 「トランザクショナル インターフェイスの概要」
- 「ページ」
- 「ファイルタイプ」
- 「データ型」
- 「キー属性」
- 「データベース URI」
- 「ダブルバイト文字のサポート」
- 「レコード長」
- 「データの整合性」
- 「イベント ロギング」
- 「パフォーマンスの向上」
- 「ディスク使用量」

トランザクショナル インターフェイスの概要

Btrieve API は、トランザクショナル データベース エンジンの低レベル インターフェイスで、データベース設計の機能面を具現するものですが、SQL、Java、ODBC などの高レベル インターフェイスには透過的です。たとえば、SQL インターフェイスはデータが物理的にどのように格納されるかに関係なく動作します。しかし、トランザクショナル インターフェイスの開発者はページ サイズ、物理および論理カレンシー、型検査、妥当性検査などの低レベルの側面を考慮する必要があります。これらの低レベルの側面を考慮しても、Btrieve API には優れた柔軟性とデータに対する制御性があります。

トランザクショナル データベース エンジンは情報をファイルに格納します。このファイルのサイズは Pervasive PSQL バージョン 9.5 以降では最大 256 GB です (バージョン 9.5 までの 9.x は 128 GB で、それ以前のバージョンでは 64 GB です)。各データ ファイル内には、データ バイトを収容するレコードがあります。1つのファイルに最大 40 億個のレコードを収容できます。

レコード内のデータは、社員の名前、ID、住所、電話番号、賃率などを表します。しかし、トランザクショナル データベース エンジンはレコードを単なるバイトの集合として解釈します。つまり、レコード内で論理的に区別されている情報を認識しません。トランザクショナル データベース エンジンにおいては、ラスト ネーム、ファースト ネーム、社員 ID などはレコード内に存在しません。

トランザクショナル インターフェイスがレコード内で認識できる唯一の区別されている情報の部分は、**キー**です。キーは、レコードに対する高速な直接アクセスと、キー値によるレコードのソート手段を提供します。トランザクショナル インターフェイスには各ファイル内のレコードの構造を理解する方法がないため、以下の項目を識別することによって各キーを定義します。

- **番号**。これは、キーのリスト内のキーの順序です。バージョン 6.0 以降のファイルでは、キー番号間にギャップをとることができます。つまり、トランザクショナル データベース エンジンは連続番号の付いたキーを必要としません。キーを追加する場合、キー番号を指定したり、トランザクショナル インターフェイスに使用可能な最小キー番号を割り当てさせることができます。キーを削除する場合、残りのキー番号をそのままにしたり、トランザクショナル インターフェイスに連続番号を付け直させることができます。
- **位置**。これは、キーのレコードの先頭からのオフセットです。
- **長さ**。これは、キーに使用するバイト数です。
- **型**。これは、キーのデータ型です。

- 属性。これは、トランザクショナル インターフェイスにキー値を処理させる方法に関する追加情報を示します。トランザクショナル インターフェイスは、セグメント、重複可能、変更可能、ソート順、大文字と小文字の区別、オルタネート コレレーティング シーケンス、ヌル値などのキー属性をサポートします。

キーはいつでも作成または削除することができます。トランザクショナル インターフェイスは、データ ファイルで定義されたキーごとに**インデックス**を作成します。インデックスは、データ ファイル自体の内部に格納されます。インデックスは、ファイル内の各キー値を実際のデータ内のオフセットへマップします。通常は、トランザクショナル インターフェイスがデータのアクセスまたはソートを行う場合、ファイル内のすべてのレコードを検索しません。その代わりに、インデックスを検索し、その後要求に合うレコードだけを処理します。

インデックスは、データ ファイルの作成時、またはそれ以降いつでも作成できます。データ ファイルを作成するときは、トランザクショナル インターフェイスがインデックスの作成に使用するキーを1つまたは複数定義できます。

ファイルを作成した後に、**外部インデックス**を定義することもできます。外部インデックス ファイルは、指定するキーでソートされたレコードを含む標準データ ファイルです。各レコードは、以下の項目から成ります。

- 元のデータ ファイルにおけるレコードの物理位置を識別する 4 バイト アドレス
- キー値

いつインデックスを作成するかに関係なく、ポジショニングの規則（どのレコードが現在のレコードで、どのレコードが次レコードかなどを管理するガイドライン）は同じです。

ファイルを作成すると同時にインデックスを作成する場合、トランザクショナル インターフェイスはレコードがファイルに挿入された年代順に重複キー値を格納します。既に存在するファイルのインデックスを作成する場合、トランザクショナル インターフェイスは、インデックス作成時の対応するレコードの物理順で重複キー値を格納します。トランザクショナル インターフェイスがインデックスに重複キー値を格納する方法は、キーがリンク重複か繰り返し重複かによっても異なります。詳細については、「[重複可能性](#)」を参照してください。



メモ レコードの年代順は、レコードを更新してそのキー値を変更する場合、インデックスを削除して作成し直す場合、またはファイルを作成し直す場合に变化する可能性があります。したがって、ファイル内のレコードの順序がレコードの挿入された順序を常に反映するとは考えないでください。レコード挿入順序をトラッキングする場合は、**AUTOINCREMENT** キーを使用してください。

トランザクショナル インターフェイスの基礎

アプリケーションでインデックスが不要になれば、インデックスを削除できます。データ ページやその他のインデックス ページに対して、インデックスがファイル内で使用した領域が解放されます。(ただし、この空き領域はファイルに割り当てられたままになります。インデックスを削除した後に物理的なファイル サイズは減少しません。)

キーの定義に関する具体的な情報については、第 5 章「データベースの設計」を参照してください。

トランザクショナル インターフェイス環境

エンド ユーザーがトランザクショナル インターフェイス アプリケーションを実行する前に、エンド ユーザーのコンピューターでトランザクショナル データベース エンジンのバージョンを使用できるようにする必要があります。アプリケーションに不可欠なトランザクショナル インターフェイス ソフトウェア バージョンと環境設定に関する情報をエンド ユーザーに提供する必要があります。

設定に関する注記

エンド ユーザーは、トランザクショナル インターフェイス アプリケーションについて以下の情報を知っておく必要があります。この情報をトランザクショナル インターフェイス アプリケーションに添付するドキュメントに記載してください。

- アプリケーションに必要なメモリ容量。

アプリケーションには、トランザクショナル インターフェイス自体で必要な容量より多いメモリまたはディスク領域が必要となる場合があります。アプリケーションのディスク領域とメモリ必要量を確定し、この情報をユーザーに伝えてください。トランザクショナル インターフェイスのシステム要件については、『Getting Started with Pervasive SQL』および弊社の Web サイトを参照してください。
- アプリケーションにデフォルト以外のトランザクショナル データベース エンジン構成の設定が必要かどうか。特に、エンド ユーザーがこれらのトランザクショナル データベース エンジン オプションを変更する必要があるかどうかを考慮してください。
 - **作成ファイルのバージョン。** アプリケーションにはトランザクショナル データベース エンジンの旧バージョンとの後方互換性が必要ですか？ そうであれば、このオプションに対応する値を設定するようにエンド ユーザーに指示してください。

- **インデックス バランス**。アプリケーションは、作成するすべてのファイルにインデックス バランス ファイル属性を設定しますか？そうであれば、エンド ユーザーはインデックス バランスをデフォルトのオフにして使用できます。そうでなければ、MicroKernel レベルでインデックス バランスをオンにするようにエンド ユーザーに指示する必要があります。詳細については、「[インデックス バランス](#)」を参照してください。
- **最大圧縮レコード サイズ**。アプリケーションは圧縮されたレコードを使用しますか？そうであれば、『[Advanced Operations Guide](#)』の「[レコードおよびページ圧縮](#)」と、このマニュアルの「[ページサイズを選択](#)」、「[ファイルサイズの予測](#)」、および「[レコード圧縮](#)」を参照してください。
- **システム データ**。データベース内のすべてのファイルは重複のないキーを持っていますか？そうであれば、これらのファイルはトランザクション一貫性保守の機能を利用できます。そうでなければ、エンド ユーザーはファイルをトランザクション一貫保守性のあるものにするために [システム データの作成] を [必要な場合] または [常時] に設定しなければならない場合があります。

設定オプションの説明については、『[Advanced Operations Guide](#)』を参照してください。

ページ

ここでは、ページとトランザクショナル インターフェイスによるページの処理方法に関する以下の情報を示します。

- 「[ページタイプ](#)」
- 「[ページサイズ](#)」

ページタイプ

ファイルは、一連のページから構成されています。ページとは、データベースがメモリとディスクの間で転送する記憶容量の単位です。ファイルは、以下のページタイプから構成されています。

ファイルコントロール レコード (FCR)	ファイルのファイルサイズ、ページサイズ、その他の特性などのファイルに関する情報が含まれています。6.0以降のすべてのデータファイル内の最初の2つのページはFCRページです。トランザクショナルデータベースエンジンは常に、FCRページのうちの1ページを現在のページと見なします。現在のFCRページには、最新のファイル情報が含まれています。
ページアロケーション テーブル (PAT)	ファイル内のページを追跡するために使用されるトランザクショナルデータベースエンジンの内部的な実装の一部。
データ	レコードの固定長部分が含まれています。トランザクショナルデータベースエンジンは、1つの固定長レコードを2つのデータページにまたがって分割しません。ファイルが可変長レコードを許可していないか、データ圧縮を使用しない場合、ファイルにはデータページはありますが可変ページはありません。
可変	レコードの可変長部分が含まれています。レコードの可変長部分が可変ページの残りの領域より長い場合、トランザクショナルデータベースエンジンは複数の可変ページにわたって可変長部分を分割します。ファイルが可変長レコードを許可しているか、データ圧縮を使用する場合、ファイルにはデータページと可変ページの両方があります。
インデックス	レコードの検索で使用されるキー値が含まれています。
オルタネート コレー ティング シーケンス (ACS)	ファイル内のキーのオルタネート コレーティング シーケンスが含まれています。

6.0以降のすべてのファイルには、FCRページとPATページがあります。標準ファイルにはデータページとインデックスページも含まれており、オプションとして可変ページとACSページが含まれています。「[データオン](#)

リー ファイル」にはインデックス ページが含まれていません。「キーオンリー ファイル」にはデータ ページが含まれていません

ページ サイズ

ファイルを作成するときに固定ページ サイズを指定します。指定できるページ サイズやファイル オーバー ヘッドなどは、ファイル形式をはじめさまざまな要因によって異なります。ページ サイズの説明については、第 5 章「データベースの設計」を参照してください。以下のセクションでは概要について説明します。

- 「ページ サイズの基準」
- 「大きなページ サイズと小さなページ サイズ」

ページ サイズの基準

指定するページ サイズは、以下の基準を満たす必要があります。

- ファイルのレコード長に相応なデータ ページを使用可能にする。
各データ ページには、一定のバイト数のオーバーヘッド情報が含まれています。表 19 を参照してください。その後、トランザクショナルデータベース エンジンでは各データ ページにできるだけ多くのレコードを格納しますが、ページにまたがってレコードの固定長部分を分割することはありません。
最適なページ サイズでは、各データ ページの残余スペース量をできるだけ少なくしながら、最も多いレコードを収容できます。ページ サイズが大きいほど、通常はディスク領域の使用効率が高くなります。内部レコード長（ユーザー データ + レコード オーバーヘッド）が小さく、ページ サイズが大きいと、無駄な領域がかなりの量になる可能性があります。
- ファイルのキー定義に適合するインデックス ページを許可する。
各インデックス ページには、一定のバイト数のオーバーヘッド情報が含まれています。表 19 を参照してください。その後、ファイルのインデックス ページは 8 個のキーと各キーのオーバーヘッド情報を収容できる大きさがなければなりません（設定ごとのオーバーヘッドのバイト数の説明については、表 17、18、19、20 および 21 を参照してください）。
- ファイルが必要とするキー セグメント数を許可する。
「セグメント化」で説明したように、ファイルに対して定義するページ サイズはそのファイルに対して指定できるキー セグメント数を制限します。

- パフォーマンスを最適化する。

パフォーマンスを最適化するには、ページ サイズを 2 のべき乗のサイズ、つまり、512 バイト、1,024 バイト、2,048 バイト、4,096 バイト、8,192 バイト、16,384 バイトに設定します。トランザクショナル データベース エンジンの内部キャッシュは一度に複数のサイズのページを格納できますが、2 のべき乗単位に分割されます。ページ サイズ 1,536、2,560、3,072 および 3,584 では、実際に、トランザクショナル データベース エンジン キャッシュ内のメモリが無駄になります。2 のべき乗のページ サイズを使用すると、キャッシュの使用効率が良くなります。

大きなページ サイズと小さなページ サイズ

現代のオペレーティング システムを最も効率よく使用するには、より大きなページ サイズを選択する必要があります。DOS が傑出したオペレーティング システムであった時代、つまり、セクターが 512 バイトで、すべての I/O が 512 の倍数で発生していたときは、小さなページ サイズが使用されていました。現在はそうではありません。32 ビットおよび 64 ビットのオペレーティング システムでは、いずれもデータを 4,096 バイトあるいはそれ以上のブロック単位でキャッシュに移動させます。CD ROM ドライブは、2,048 バイト単位で読み取られます。

トランザクショナル インターフェイスのインデックスは、4,096 バイトあるいはそれ以上のページ サイズを使用する場合に最も効率良くになります。キーはノードごとにさらに多くの分岐を持つため、正しいレコードアドレスを検索するための読み取りは少なく済みます。このことは、アプリケーションがキーでランダムな読み取りを行っている場合に重要です。アプリケーションがキーまたはレコードでファイルに順次アクセスする場合は重要ではありません。

ページを小さくするもっともな理由は、競合を避けるためです。各ページのレコード数が少ないほど、さまざまなエンジンまたはトランザクションが同時に同じページを要求する可能性は低くなります。ファイルのレコード数が比較的少なく、レコードが小さい場合は、小さなページ サイズを選択できます。ファイルが大きいほど、競合の発生する可能性が低くなるようです。

大きなページ サイズのもう 1 つの潜在的な問題は、バージョン 7.0 以降のファイルに特有なものです。同じデータ ページに収容できるレコードまたは可変長セクションの数は最大 256 個です。短いレコード、圧縮されたレコード、または短い可変長セクションがある場合は、すべてのページにまだ数百バイト残っていても、すぐに制限に達する可能性があります。その結果、必要とされるよりもはるかに大きなファイルになります。レコードサイズがわかれば、このことがどの程度大きな問題かを計算できます。

ページ サイズの決定時に考慮する要素

- キーはページサイズが大きいほど効率よく働きます。B ツリーのノードごとにより多くの分岐ができるため、B ツリーのレベルが少なくなります。レベルが少ないとは、ディスクの読み込みや書き込みが少ないことです。ディスク読み込みが少ないと、パフォーマンスは向上します。
- 並行処理は、クライアント トランザクションが使用されている場合は特に、**より小さな**ページの方が効率が良くなります。トランザクション時、トランザクショナル データベース エンジンは変更されるページをロックするので、ほかのすべてのクライアントは、トランザクションが終了または中止するまで、ロックされたページが解除されるのを待つ必要があります。たくさんのクライアントが並行して同一ページにアクセスを試みる場合、各ページで見つけられるデータが少ないほど効率が良くなります。
- ページへのランダム アクセスは、**より小さな**サイズのページの方が効率が良くなります。これは、実際に使用するデータがキャッシュにあることが多いからです。再度データにアクセスした場合、十中八九まだキャッシュ内にあるでしょう。
- 大量のレコードにシーケンシャル アクセスする場合は、**大きな**サイズのページの方が一度により多くのレコードを読み取れるため、効率が良くなります。ページを読み取るたびにほとんどすべてを使用するので、確実に読み取り回数が少なくなります。

データベース設計者はこれらの相反するニーズの中から選択しなければなりません。参照テーブルはめったに変更されませんが、ほとんど常に検索またはスキャンされるため、大きなページ サイズにする必要があります。トランザクション内で頻繁に追加および更新されるトランザクション ファイルは、小さいページ サイズにする必要があります。



メモ これらの必要性のバランスをとる必要があります。

すべての要因を慎重に検討することによって、どのようなページサイズにするのかに対する正しい答えを導くことができます。ページサイズの選択の詳細については、「[ページサイズの選択](#)」を参照してください。

ファイル タイプ

Btrieve API は、Pervasive PSQL 9.5 以降のデータ ファイルでは最大ファイル サイズ 256 GB (9.x から 9.5 までのバージョンでは 128 GB、それ以前のバージョンでは 64 GB) をサポートし、長いファイル名、および 3 つのデータ ファイル タイプをサポートしています。

- 「標準データ ファイル」
- 「データオンリー ファイル」
- 「キーオンリー ファイル」
- 「ラージファイル」
- 「長いファイル名」



メモ Btrieve 6.x およびそれ以前のユーザーのために、Pervasive PSQL はファイルを 8.x および 7.x 形式で作成することができます。これらの新しい形式により、拡張性と新機能がもたらされました。

Btrieve 6.x およびそれ以前のバージョンは、Pervasive PSQL 7.x または 8.x ファイルを開けません。しかし、Pervasive PSQL v11 SP3 はバージョン 7.0 より前のファイルを開くことができます。Pervasive PSQL v11 SP3 はバージョン 7.0 より前のファイルを開く際、ファイルを 7.0 または 8.0 の形式に**変換しません**。また、バージョン 8.0 より前の形式でファイルを作成するように Pervasive PSQL を設定することもできます。これは、新しく作成された V8 より前のファイルを使用する場合に役立ちます。

標準データ ファイル

標準 7.x 以降のファイルには、FCR の 2 ページに続けて多数の PAT ページ、インデックス ページ、データ ページがあり、ファイルによっては可変 ページや ACS ページもあります。固定長レコードまたは可変長レコードで使用する標準ファイルを作成できます。標準ファイルにはすべてのインデックス構造とデータ レコードが含まれているので、トランザクショナル インターフェイスはファイル内のレコードに関するすべてのインデックス情報を動的に保守できます。

データオンリー ファイル

データオンリー ファイルを作成する場合には、キー情報を何も指定しないので、Pervasive PSQL はファイルのインデックス ページを割り当てません。このため、初期のファイル サイズは標準ファイルの場合より小さくなります。データオンリー ファイルを作成後、ファイルにキーを追加できます。

キーオンリー ファイル

キーオンリー ファイルには、FCR ページに続けて多数の PAT ページとインデックス ページだけが含まれています。(また、ファイルに参照整合性制約を定義した場合は、1 ページ以上の可変ページが含まれます。)

キーオンリー ファイルはキーを 1 つだけ含み、レコード全体がそのキーと共に格納されるため、データ ページは不要です。キーオンリー ファイルは、レコードに単一のキーが含まれており、かつそのキーが各レコードの大部分を占有している場合に有効です。キーオンリー ファイルのもう 1 つの一般的な用途は、標準データ ファイルの外部インデックスとして使用する場合があります。

キーオンリー ファイルには以下の制限が適用されます。

- 各ファイルには 1 つのキーしか含められません。
- 定義できる最大レコード長は 253 バイト (バージョン 6.0 より前は 255 バイト) です。
- キーオンリー ファイルではデータ圧縮を行えません。

ラージ ファイル

トランザクショナル インターフェイスは、Pervasive SQL 9.5 以降では最大 256 GB (9.x から 9.5 までのバージョンでは 128 GB、それ以前のバージョンでは 64 GB) までのファイルサイズをサポートしています。ただし、多くのオペレーティング システムでは、単一のファイルでこれだけの大きなサイズをサポートしていません。オペレーティング システムのファイルサイズの制限より大きいファイルをサポートするために、トランザクショナル インターフェイスは大きなファイルをオペレーティング システムでサポートできるさらに小さなファイルに分割します。大きな論理ファイルは、**拡張ファイル**と呼びます。拡張ファイルを構成するさらに小さい物理ファイルは、**エクステンション ファイル**と呼びます。**ペース ファイル**は、大きすぎて 1 つの物理ファイルとしてサポートできなくなった元のデータファイルです。非拡張 (非セグメント化) ファイルは、より効率的な I/O を提供するので、パフォーマンスが向上します。

Pervasive SQL 9.x 以降のファイルが自動的に 2 GB ごとに**拡張されない**ようにすることができます。セグメント操作の設定を変更するには、『Advanced Operations Guide』の「**PCC による設定**」に記述されているように、PCC (Pervasive SQL Control Center) の設定プロパティにアクセスします。ここで「**セグメント サイズを 2 GB に制限**」オプションを設定することができます。

このオプションが選択されていない場合、Pervasive SQL 9.x 以降のファイルが自動的に 2 GB にセグメント化されることはありません。バージョン 8.x およびそれ以前のデータ ファイルは、引き続き 2 GB に到達するごとに拡張されます。ファイルが既に拡張されている場合は、セグメント化されたままです。

トランザクショナル インターフェイスの基礎

設定プロパティに関わらず、すべてのファイルは現在のオペレーティングシステムのファイル サイズ制限に基づいて引き続き拡張されます。

拡張ファイルなどのファイルのバックアップについては、「[ファイルのバックアップ](#)」を参照してください。

長いファイル名

トランザクショナル インターフェイスは 255 バイト以下の長いファイル名をサポートします。以下の項目もこの上限に従います。

- ローカライズされたマルチバイトまたはシングル バイト バージョンの文字列。
- リクエスターによって作成された UTF-8 UNICODE 形式の UNC バージョンのファイル名。

[スペースを含むファイル/ディレクトリ名] クライアント設定オプションが有効になっていない場合、ファイル名にスペースを含めることはできません。デフォルト設定は、**オン**です。『[Advanced Operations Guide](#)』の「[長いファイル名と埋め込みスペースのサポート](#)」を参照してください。

「[ラージ ファイル](#)」を使用する場合やアーカイブ ロギングまたは Continuous オペレーションの実行中など、トランザクショナル インターフェイスが既存のファイル名に基づいて新しいファイルを作成する場合は(『[Advanced Operations Guide](#)』の第 8 章「[ログ、バックアップおよび復元](#)」を参照)、以下の例に示すように、新しいファイル名には元のファイル名のできるだけ多くの部分を含み、特有のファイル拡張子を使用します。

元のファイル名	Continuous オペレーションで作成されたファイル名
LONG-NAME-WITHOUT-ANY-DOTS	LONG-NAME-WITHOUT-ANY-DOTS.^^
VERYLONGNAME.DOT.DOT.MKD	VERYLONGNAME.DOT.DOT.^^

データ型

7.x 以降のファイル形式を使用する場合、キーを定義する際には以下のデータ型を使用できます。

AUTOINCREMENT	BFLOAT	CURRENCY
DATE	DECIMAL	FLOAT
INTEGER	LSTRING	MONEY
NUMERIC	NUMERICSA	NUMERICSTS
TIME	TIMESTAMP	UNSIGNED BINARY
ZSTRING	WSTRING	WZSTRING
NULL INDICATOR		

6.x ファイル形式を使用している場合は、上記のうち CURRENCY および TIMESTAMP を除くすべてのデータ型を使用してキーを定義できます。

6.x より前の形式を使用している場合、NUMERICSA および NUMERICSTS はデータ型やキー タイプとして使用できません。

データ型の詳細については、『SQL Engine Reference』の「[データ型](#)」を参照してください。

キー属性

以下のセクションでは、キーを定義するときに指定できる属性について説明します。

- 「[キー属性の解説](#)」
- 「[キー仕様](#)」

キー属性の解説

このセクションでは、キーに割り当てられる以下の属性について説明します。

- 「[セグメント化](#)」
- 「[重複可能性](#)」
- 「[変更可能性](#)」
- 「[ソート順序](#)」
- 「[大文字と小文字の区別](#)」
- 「[ヌル値](#)」
- 「[オルタネート コレーティング シーケンス](#)」

セグメント化

キーは、各レコード内の1つ以上の**セグメント**から構成できます。レコード内の任意の連続バイトをセグメントとすることができます。キータイプとソート順序は、キー内のセグメントごとに変えることができます。

使用できるインデックス セグメントの数はファイルのページ サイズによって異なります。

ページ サイズ (バイト数)	キー セグメントの最大数 (ファイル バージョン別)		
	8.x 以前	9.0	9.5
512	8	8	切り上げ ²
1,024	23	23	97
1,536	24	24	切り上げ ²
2,048	54	54	97
2,560	54	54	切り上げ ²
3,072	54	54	切り上げ ²

ページ サイズ (バイト数)	キー セグメントの最大数 (ファイル バージョン別)		
	8.x 以前	9.0	9.5
3,584	54	54	切り上げ ²
4,096	119	119	119 または 204 ³
8,192	N/A ¹	119	119 または 420 ³
16,384	N/A ¹	N/A ¹	119 または 420 ³

¹ N/A は「適用外」を意味します。

² 「切り上げ」は、ページ サイズを、ファイル バージョンでサポートされる次のサイズへ切り上げることを意味します。たとえば、512 は 1,024 に切り上げられ、2,560 は 4,096 に切り上げるということです。

³ リレーショナル インターフェイスで使用できるインデックス セグメントの最大数は 119 です。トランザクショナル インターフェイスの場合、最大数は、ページ サイズ 4,096 では 204、ページ サイズ 8,192 および 16,384 では 420 です。

インデックス セグメントとトランザクショナル インターフェイスに関する詳細については、ステータス コードの「[26: 指定されたキーの数が不正です。](#)」および「[29: キー長が不正です。](#)」を参照してください。

キーの合計長はキー セグメントの長さの合計であり、最大長は 255 バイトです。レコード内でキー セグメントは互いに重なり合っていないかまいません。

セグメント化されたキーが重複不能キーである場合、セグメントを組み合わせる一意の値をつくる必要がありますが、個々のセグメントには重複を含めることができます。このタイプのセグメント化されたキーを定義する場合、たとえ特定セグメントに重複がある可能性があっても、各セグメントにはキー レベル属性として `duplicates=no` を持ちます。特定セグメントが常に一意であるようにするには、セグメント化されたキー定義の他に個別の重複不能キーとしてそのセグメントを定義します。

トランザクショナル インターフェイス呼び出しを行う場合、キー バッファの形式はキー番号で指定されるキーを収容できなければなりません。したがって、`keynumber=0` を定義した場合、キー 0 が 4 バイト整数ならば、キーバッファ パラメーターは以下のいずれかにすることができます。

- 4 バイト整数へのポインター
- 最初の要素または唯一の要素が 4 バイト整数である構造体へのポインター
- 4 バイト以上の文字列またはバイト配列へのポインター

基本的には、トランザクショナル インターフェイスはキー バッファとして使用されるメモリの場所へのポインターを取得します。トランザクショナル インターフェイスはそのメモリの場所に、`Get Equal` などのオペレー

ションで指定されたキー番号に対応するデータ値があることを期待しません。また、トランザクショナル インターフェイスはその場所にデータを書き込むことができ、書き込んだデータが指定されたキー番号に対応するキー値になります。このような場合は、キー値全体を収容できる十分なメモリの場所を割り当てる必要があります。

トランザクショナル インターフェイスにとって、キーは、たとえ複数のセグメントから構成されていても、単一のデータの集合です。セグメント機能を使用すれば、連続していないデータのバイトを1つのキーとして結合できます。また、キーデータの個々の部分に異なるソート規則（サポートされるデータ型で指定されているとおりに）を適用できます。一般的に、1つのキー セグメントに関連付けられているデータ型がソート規則として使用されます。ソート規則は、2つの値を比較してどちらの値が大きいか決定する方法をトランザクショナル インターフェイスに指示します。データ型は、データの妥当性検査に使用されません。

トランザクショナル インターフェイスは、常にキー セグメントでなくキー全体を処理します。キーを処理するには、キー全体を保持できる十分な大きさのキーバッファを設定します。アプリケーションの中には、すべてのトランザクショナル インターフェイス呼び出しで使用する汎用の 255 バイトのバッファを定義しているものがあります。キーの最大サイズは 255 バイトですから、十分なサイズです。このキーバッファにデータが返されたら、アプリケーションでは通常、キー セグメントと同じ型として宣言されているアプリケーションの変数または構造体に汎用バッファのデータをコピーします。別の方法として、キーに直接対応するキー バッファパラメーター（単純変数または構造体変数）を渡します。

たとえば、レコードを読み取りたいが、キーのすべてのセグメントでなく最初のセグメントの値しかわからないものとしします。それでも、そのキーを使用してデータを検索することができます。ただし、すべてのセグメントに対応するキーバッファ全体を渡す必要があります。キー値の一部しかわからないので、**Get Equal** 呼び出しを使用できません。**Get Greater Or Equal** 呼び出しを使用する必要があります。この場合、わかっているだけのキー値でキーバッファを初期化し、次に不明のキー セグメントに低い値またはヌル値を指定します。

たとえば、データ値 `ulElement2`、`ulElement3`、`ulElement5` に相当する 3 つのセグメントから成る、キー 1 の定義があるとします。`ulElement2` に必要な値がわかっている場合、キーバッファを次のように初期化します。

```
SampleKey1.ulElement2 = < 検索する値 >;  
SampleKey1.ulElement3 = 0;  
SampleKey1.ulElement5 = 0;
```

次に、**Get Greater Or Equal** 呼び出しでキー バッファパラメーターとして `&SampleKey1` を渡します。トランザクショナル インターフェイスが呼び出しを終了し、レコードが見つかった場合には、ステータスコード 0 が返され、対応するデータレコードが返されて、キーバッファに 3 つのセグメントすべてを含むキー値が設定されます。

重複可能性

Pervasive SQL は重複キー値を処理する方法として、リンク（デフォルト）および繰り返しの 2 つをサポートします。リンク重複キーでは、トランザクショナル インターフェイスはインデックス ページの 1 組のポインターを使用して、同じキー値を持つレコードのうち年代順に最初と最後のレコードを識別します。さらに、トランザクショナル インターフェイスはデータ ページの各レコード内の 1 組のポインターを使用して、同じキー値を持つレコードのうち年代順に前のレコードと次のレコードを識別します。キー値は、インデックス ページにのみ 1 回格納されます。

繰り返し重複キーでは、トランザクショナル インターフェイスはインデックス ページの 1 つのポインターを使用して、データ ページの対応するレコードを識別します。キー値は、インデックス ページとデータ ページの両方に格納されます。重複キーの詳細については、「[重複キー](#)」を参照してください。

変更可能性

キーを変更可能キーとして定義すると、トランザクショナル インターフェイスはレコードが挿入された後もキーの値を変更できるようにします。キーの 1 つのセグメントが変更可能であれば、すべてのセグメントが変更可能でなければなりません。

ソート順序

デフォルトでは、トランザクショナル インターフェイスはキー値を昇順（最小の値から最大の値へ）にソートします。しかし、トランザクショナル インターフェイスがキー値を降順（最大の値から最小の値へ）に並べるように指定することができます。



メモ トランザクショナル インターフェイスの Get オペレーション（Get Greater (8)、Get Greater or Equal (9)、Get Less Than (10) および Get Less Than or Equal (11)）で降順キーを使用するときは注意してください。この場合、Greater または Less はキーに関する順序を参照するため、降順キーの場合には、この順序は対応する昇順キーの逆になります。

降順キーで Get Greater オペレーション (8) を実行する場合、トランザクショナル インターフェイスはキー バッファで指定するキー値より小さい最初のキー値に対応するレコードを返します。たとえば、10 件のレコードと整数型の降順キーを持つファイルについて考えてみましょう。10 件のレコードの降順キーに格納されている実際の値は、整数 0、1、2、3、4、5、

6、7、8、9 です。現在のレコードのキー値が 5 で **Get Greater** オペレーションを実行した場合、トランザクショナル インターフェイスはキー値 4 を含むレコードを返します。

同様に、降順キーで **Get Less Than** オペレーション (10) を実行した場合、トランザクショナル インターフェイスはキー バッファーで指定するキー値より次に大きい値を持つレコードを返します。前の例で、現在のレコードの降順キーの値が 5 で **Get Less Than** オペレーションを実行した場合、トランザクショナル インターフェイスはキー値 6 を含むレコードを返しません。

大文字と小文字の区別

デフォルトでは、トランザクショナル インターフェイスは文字列キーをソートするときに大文字と小文字を区別します。つまり、小文字の前に大文字をソートします。キーを大文字小文字無視と定義すると、トランザクショナル インターフェイスは大文字と小文字を区別せずに値をソートします。キーにオルタネート コーレーティング シーケンス (ACS) がある場合、大文字と小文字の区別は適用されません。

ヌル値

Pervasive SQL v11 SP3 には、列のデータをヌル値として識別する方法が 2 つあります。ヌル値の元のタイプ (レガシーヌルと呼びます) は、トランザクショナル インターフェイスで長年使用されてきました。新しいタイプのヌル識別は、真のヌルと呼びます。このセクションでは、レガシーヌルについて簡単に説明し、次にトランザクショナル インターフェイスでの真のヌルの使用について詳細に説明します。

レガシーヌル

ヌル値を許可するフィールドを定義する元の方法は「**擬似ヌル**」または「**レガシーヌル**」と呼びます。これは、フィールド全体が特定のバイト値、一般的には ASCII ゼロで埋められている場合に、そのフィールドをヌルと見なすという前提に基づいています。バイト値は、インデックス作成時に指定するキー定義に指定します。トランザクショナル インターフェイスを使用する場合、トランザクショナル データベース エンジンがこの情報から行えることは、フィールドをインデックスに含めるか含めないかだけです。レガシーヌルは、その特殊な意味にもかかわらず、その他すべての値とまったく同様にソートされる値であるため、特別なソート規則はありません。

キー定義に「**全セグメントヌル**」(0x0008) のフラグが含まれている場合、キー内のすべてのセグメントがヌルと見なされると、そのキー値はインデックスに含められません。各セグメントがヌルと見なされるのは、フィールド内のすべてのバイトが「**ヌルバイト**」である場合です。同様に、キー定義に「**一部セグメントヌル**」(0x0200) のフラグが含まれている場合、

キー内の 1 つ以上のセグメントがヌルと見なされると、そのキー値はインデックスに含まれません。各セグメントがヌルと見なされる規則は前と同じです。

SQL Relational Database エンジン (SRDE) は、SRDE が定義するインデックス内でこれらのフラグを使用しません。SRDE は、テーブル間の結合を作成するために、インデックスを介してテーブル内のすべてのレコードにアクセスできる必要があるため、これらのフラグは使用しません。

真のヌル インデックス

Pervasive.SQL 2000 以降では、「真のヌル」と呼ぶ新しいタイプのヌル インジケータが導入されています。

真のヌルは、ヌルを許可する列の直前に 1 バイトのヌル インジケータ セグメント (NIS) を置くことによりトランザクショナル インターフェイスに実装されます。これは、その列がヌルかどうかを示すために通常の列幅に追加された特別なバイトです。このバイトの値がゼロであると、このインジケータが関連付けられている列が通常の列、つまりヌルでないことを示します。このバイトがその他の値である場合は、その列の値がヌルであることを示します。

真のヌルを使用すると、レガシーヌルとは異なり、値がゼロの整数とヌルの整数を区別することができます。これはその他の数値フィールドにもあてはまります。このような区別が必要のない場合には、長さ 0 の文字列フィールドはヌルであると判別することができます。

SRDE は、列にインデックスが定義されているかどうかにかかわらず、真のヌル列を識別し使用することができますが、基本のデータ ファイルはキーに含まれるフィールドしか識別することができません。

「[Create \(14\)](#)」または「[Create Index \(31\)](#)」オペレーションのキー定義で、ヌル値を許可する列の前にヌル インジケータ セグメント (NIS) を追加することによって、トランザクショナル インターフェイスのキー内に真のヌルフィールドを定義することができます。真のヌルキーに関する規則については、「[真のヌル キーの規則](#)」を参照してください。

トランザクショナル インターフェイスでは NIS のオフセットについての制約がありませんが、SRDE では NIS はヌル許可列の直前にあるものと見なします。このため、レコード内のフィールド構造で、NIS を使用する可能性のあるすべてのフィールドの前のバイトを NIS のための場所として空けておくことをお勧めします。こうしておくことにより、必要になった場合、これらのテーブルに SQL を介してアクセスする能力を維持することができます。

真のヌル キーの規則

この新しいキータイプを使用するときは、次の規則に従う必要があります。

- 1 フィールド長は 1 である必要があります。

- 2 このフィールドは、インデックス内の同類のフィールドの前にある必要があります。言い換えると、複数セグメントのインデックスでは、同類のセグメントの直前に NIS が定義されている必要があります。NIS を最終セグメントまたは唯一のセグメントにすることはできません。
- 3 NIS の直後のフィールドは NIS の内容の影響を受けます。NIS がゼロの場合、直後のフィールドは非ヌルと見なされます。NIS がゼロ以外の場合、直後のフィールドはヌルと見なされます。
- 4 NIS のオフセットはその次のフィールドの直前のバイトである必要があります。これが、Pervasive PSQL リレーショナル エンジンがこれらのフィールドの配置として要求する様式です。したがって、このインデックス用のデータ辞書を作成する場合、NIS は制御するフィールドの直前にある必要があります。ただし、トランザクショナル API にはこれを必要条件とするものは何もありません。

NIS 値

ゼロ以外の値はすべて、次のセグメントがヌルであることを表すインジケータと見なされます。デフォルトで、MKDE はゼロ以外の値の間の区別は行いません。Pervasive PSQL リレーショナル エンジン は現在、このフィールドがヌルであることを示すのに値 1 のみを使用します。ただし、異なるタイプのヌルを区別することはできます。これは、NIS に「大文字小文字無視」フラグを使用して行います。このキーフラグは通常、さまざまな文字列フィールドや文字フィールドにのみ適用可能であるため、NIS で使用した場合、DISTINCT に特別な意味を持たせるためにオーバーロードされます。つまり、異なる NIS 値は区別して扱われ、別個にソートされます。Pervasive Software は、将来の拡張のため最初の 15 の値を予約しています。アプリケーションでさまざまなタイプのヌルに特別な意味を持たせたい場合は、NIS に 16 より大きい値を使用してください。たとえば、より詳細なヌル定義は次のようになります。

- 適用外
- 未定
- 決定不能
- 検出不能
- 必須（未定）

NIS に DISTINCT フラグ（大文字小文字無視）を追加した場合、これらの非ゼロ値は異なる値として別個にソートされます。

真のヌル値のソート

真のヌルフィールドの値は非決定です。言い換えると、その値は不明です。この定義によれば、どの 2 つのヌル値も互いに等しくなく、ほかのすべてのキー値とも等しくありません。それでも、トランザクショナル データベース エンジン はこれらのヌル値を 1 つにまとめる必要があります、ヌルに等

しいキー値を見つけることができなければなりません。これを行うため、トランザクショナル データベース エンジン は比較の目的に合わせて、真のヌル値がそれぞれ等しいかのように解釈します。ソートしたり、インデックス内でヌル値の場所を検索したりする場合、真のヌル値は互いに等しいかのようにグループ化されます。しかし、重複のないインデックス内に値が既に存在するかどうかを判断しようとしているときは、真のヌルは互いに等しくなくなります。

NIS 内の非ゼロ値はすべて、直後のフィールドがヌルであることを示します。デフォルトの動作では、NIS 内の非ゼロ値はすべて同一値のように扱われ、ヌル許可フィールドがヌルであることを示していると解釈されます。したがって、NIS にさまざまな非ゼロ値を含み、それに続くヌル許可フィールドがさまざまな値を含むレコードを挿入した場合、これらは同一の値として解釈され、重複値の集まりとしてソートされます。

リンク重複キーと真のヌル

このセクションでは、リンク重複キーにいくつかのヌル値を挿入した結果について説明します。

リンク重複キーは、一意の値ごとに単一のキー エントリ、2つのレコード アドレス ポインターを持ちます。レコード アドレス ポインターの1つは最初の重複レコード用で、もう1つは重複の連鎖の最後のレコード用です。各レコードには、連鎖内の前および次のレコードへのポインターから成る8バイトのオーバーヘッドがあります。連鎖の最後に新しい重複値が追加されるごとに、重複レコードは挿入された順に確実にリンクされます。インデックスに追加する目的では、すべてのヌル値は重複と見なされるので、1つの連鎖に挿入順にリンクされます。各レコードが NIS および関連するヌル許可フィールドに異なるバイト値を持っていても、この連鎖内の最初と最後のレコードを指すキー エントリが1つだけ存在します。NIS キーセグメントが降順に定義されている場合、このキー エントリはインデックス内で先頭になります。それ以外は、末尾になります。

繰り返し重複キーと真のヌル

繰り返し重複キーは、インデックス内に現れる各レコードの実際のキー エントリを含みます。レコード自体にオーバーヘッドはなく、レコードごとにそれ自体を指すキー エントリがあります。この種のインデックス内の重複値は、それらが指す物理レコード アドレスによってソートされます。つまり、重複値の順序は予測不能で、たくさんのクライアントによって任意のレコードが挿入および削除される高度な同時使用環境では特にそうなります。

真のヌル値は重複値であるかのように解釈され、ヌル許可フィールドのバイト値ではなく、レコード アドレスによってソートされます。したがって、繰り返し重複キーを使用する場合、真のヌル値を含むレコードはまとめてグループ化されますが、その形式は一定ではありません。NIS セグメントが降順の場合、インデックスの最初に現れ、それ以外の場合は最後に現れます。

重複のないキーと真のヌル

トランザクショナル インターフェイスでは、重複フラグを 1 つも使用しないでインデックスを定義した場合、そのインデックスは重複のない値のみを持っている必要があります。しかし、真のヌルフィールドの値は決定不能であるため、重複と見なすことができません。このため、トランザクショナル データベース エンジンでは重複のないキーに複数の真のヌル値を入力できますが、Update オペレーションでそのキーに値が割り当てられたときに、キーの一意性が判断されるものとしています。ただし、これらの値をソートする目的では、トランザクショナル データベース エンジンはこれらを重複値であるかのようにまとめてグループ化します。したがって、真のヌル値を含むインデックスのセクションは繰り返し重複のインデックスと類似します。ヌルは物理レコード アドレスによってソートされ、その順序は予測できません。

変更不能キーと真のヌル

いったん変更不能キーに値を設定すると、変更することができません。しかし、真のヌル値は実際の値を持たないため、トランザクショナル インターフェイスでは、真のヌル インデックスに定義されているフィールドのうち一部またはすべてに真のヌル値を持つレコードを挿入しておき、後で Update オペレーションを使用して、これらのフィールド値をヌルから非ヌルに変更することができます。ただし、いずれかのフィールドがいったん非ヌルになったら、変更不能性が適用され、そのフィールドを再度ヌルにしてもはや変更はできません。

Get オペレーションと真のヌル

真のヌル値が決定不能で互いに等しいとは見なされないとしても、真のヌル キー セグメントを持つレコードを検索することができます。

さまざまな Get オペレーションが、以下の手順を使用して真のヌル キーのアドレスを指定することができます。

- 1 NIS バイトに非ゼロ値を設定します。
- 2 キー バッファにキー全体を設定します。
- 3 真のヌル値が互いに等しいかのように Get オペレーションを実行します。

Get オペレーションの予想される動作を以下に示します。

- Get Equal および Get Greater Than or Equal は前方向でヌルを持つ最初のレコードを返します。
- Get Less Than or Equal は前方向から見てヌルを持つ最後のレコードを返します。
- Get Less Than はヌル値の前のレコードを返します。
- Get Greater Than はヌル値の後のレコードを返します。

これは、通常の重複値での Get オペレーションの動作と一貫性があります。

別個の (Distinct) 真のヌル

NIS バイト内の異なる値を区別することができます。前に示したように、デフォルトの動作では NIS 内の非ゼロ値はすべて同じものと見なされます。NIS にどのような値が含まれていても、ゼロでない限り、その後のヌル許可フィールドはヌルです。SRDE は、SRDE が作成するすべての真のヌルインデックス セグメントに、現在このデフォルトの動作を使用します。

しかし、テーブルに異なるタイプのヌル値を格納する場合には、NIS セグメントのキー定義に NOCASE フラグ (0x0400) を追加することができます。これ以後、これを DISTINCT フラグと呼びます。これを行うと、トランザクショナル データベース エンジンは異なる NIS 値をそれぞれ他と区別して扱います。

別個の真のヌル セグメントは、それぞれの NIS 値によってグループに分けられます。前に述べたさまざまなタイプのインデックスを構築する際と同じ規則が適用されます。リンク重複キーは各別個の NIS 値に単一のエントリを持ち、そのタイプのヌルの繰り返しの先頭と末尾のポインターを持ちます。繰り返し重複および重複のないキーも、別個の NIS 値によってヌルレコードをグループ化します。降順キーでは、最も高い NIS 値がグループの先頭になり、ゼロ、非ヌル値へと小さい値へとソートされます。昇順キーでは、非ヌルレコードが先頭で、NIS 値 1、2、のように続きます。Get オペレーションでは NIS 値に注意が払われます。NIS 値を 20 とするキーバッファを使用して GetEQ を実行する場合、別個の真のヌル インデックス内のすべての NIS 値が 1 であると、トランザクショナル データベース エンジンは一致する値を見つけることができません。

SRDE は別個のヌル インデックスを作成する際に、現在 DISTINCT フラグを使用しています。ほかの Pervasive PSQL アクセス方法は現在使用していませんが、将来使用する予定です。このため、Pervasive では、これらのヌルのタイプに特定の意味を割り当てる必要がある場合に備え、NIS 値の 2 から 16 を将来の使用のために予約しています。したがって、トランザクショナル Btrieve API を介してアクセスするレコードで個別のヌル値を使用する場合は、16 より大きい値を使用してください。

マルチ セグメントの真のヌル キー

2 つのヌルを許可する列を含む、マルチ セグメントの真のヌル インデックスについて考えてみます。キーは、実際は 4 つのセグメントのインデックスとして定義されます。最初のセグメントは NIS で、次に最初のヌル許可フィールド、2 番目の NIS、2 番目のヌル許可フィールドと続きます。以下のレコードがファイルに追加された場合にならざるかを考えます。

```
"AAA", NULL "BBB", NULL "CCC", NULL NULL, NULL
"AAA", "AAA" "BBB", "AAA" "CCC", "AAA" NULL, "AAA"
"AAA", "BBB" "BBB", "BBB" "CCC", "BBB" NULL, "BBB"
"AAA", "CCC" "BBB", "CCC" "CCC", "CCC" NULL, "CCC"
```

さらに "BBB", NULL のいくつかの組み合わせ

SRDE は常に、ヌル値が先頭に来る、真のヌル インデックス セグメントを作成します。各 NIS セグメントに降順フラグ (0x0040) を追加してこれを行います。降順フラグは各 NIS および 2 番目のヌル許可フィールドには使用されたが、1 番目のヌル許可フィールドには使用されていないと仮定します。そうすると、これらのレコードは次のようにソートされます。

```
1          NULL, NULL
2          NULL, "CCC "
3          NULL, "BBB"
4          NULL, "AAA "
5          "AAA", NULL
6          "AAA", "CCC"
7          "AAA", "BBB"
8          "AAA", "AAA"
9          "BBB", NULL
10         "BBB", NULL
11         "BBB", NULL
12         "BBB", "CCC "
13         "BBB", "BBB"
14         "BBB", "AAA "
15         "CCC", NULL
16         "CCC", "CCC "
17         "CCC", "BBB"
18         "CCC", "AAA "
```

ヌルは常に非ヌルより前に現れます。これは両方の NIS が降順であるためです。ただし、NIS がゼロ、つまりフィールドが非ヌルの場合、最初のフィールドは昇順で 2 番目のフィールドは降順でソートされます。

以下に、さまざまな Get オペレーションで何が返されるかを示します。

```
GetLT "BBB", NULL      が返すレコードは 8      "AAA", "AAA"
GetLE "BBB", NULL      が返すレコードは 11     "BBB", NULL
GetEQ "BBB", NULL      が返すレコードは 9      "BBB", NULL
GetGE "BBB", NULL      が返すレコードは 9      "BBB", NULL
GetGT "BBB", NULL      が返すレコードは 12     "BBB", "CCC "
```

GetLE にはファイルを逆順に調べていくという言外の意味が含まれているため、逆順で最初に「一致」したキー値のレコードを返します。GetEQ および GetGE には前方へ移動するという言外の意味があります。

インデックスからレコードを除外する

レガシーヌルを使用すると、NIS を含むインデックスの各セグメントに「全セグメントヌル」(0x0008) または「一部セグメントヌル」(0x0200) のフラグも適用することができました。レコードを挿入すると、トランザクショナル データベース エンジン は NIS を使用してヌル許可フィールドがヌルかどうかを調べます。キー エントリがインデックスに含まれるかどうかを決定するのにも同じ規則が使用されます。



メモ SRDE が作成したファイルはこれらのフラグを使用しません。

したがって、これらのファイルにどこかの時点で SQL からアクセスする可能性があり、目的が「列がヌル」であるレコードを見つけることである場合は、これらのフラグを使用しないでください。SRDE はヌルレコードを検索するのにインデックスを使用しますが、インデックスから SRDE にアクセスすることはできません。

Extended オペレーションでのヌル インジケータ セグメントの使用

Extended オペレーションを使用すると、アプリケーションは、そのテーブルのために作成されたインデックスがない場合でも、そのテーブルのフィールドにアクセスすることができます。任意のソースから得られる知識によってレコードのフィールドを実行中に定義することにより、レコード内のフィールドにフィルターを適用することができます。このように、Extended オペレーションで真のヌル フィールドを定義することが可能になり、トランザクショナル データベース エンジンはこれらのフィールドをインデックスにソートするのと同じ比較規則を適用することができます。

Extended オペレーションのフィルターは、キーを定義するのと同じように定義する必要があります。NIS のためのフィルター セグメントに続けてヌル許可フィールドのフィルター セグメントを含めます。ヌル値を検索する場合で、ヌル許可フィールドの内容が問題にならない場合であっても、ヌル許可フィールドを含める必要があります。GetNextExtended がインデックスパスに対して最適化されるには、MKDE は両方のフィルター セグメントを必要とします。MKDE は、このことを確実にするため、ステータス 62 によって、NIS のためのフィルター式の次に非 NIS のフィルター セグメントがなかったことを示します。

NIS で使用できる比較演算子は、EQ または NE のみです。GT、GE、LT、および LE などのほかの比較演算子を使用すると、ステータス 62 が返されます。

不適切な形式の Extended オペレーション記述子によって発生するステータス 62 は、Pervasive イベント ログにシステム エラーを追加します。これらのシステム エラーは表 2 にリストされており、ステータス 62 の理由を識別するのに役立ちます。

異なる NIS 値を明確に区別して扱いたい場合は、NIS フィルターの比較演算子に 128 を加えます。これは、大文字小文字無視で使用するのと同じバイアス値です。インデックスを定義するときと同様に、非ゼロ値を明確に比較することを示す、つまりこれらがすべて同一として扱われるのではなく、互いに区別されることを示すための大文字小文字無視フラグがヌル インジケータ キー タイプに過負荷をかけてきました。

Extended オペレーションを使用して可能な限り最高のパフォーマンスを得たいなら、特定の限定されたキー値の範囲でキーバスを検索しようとするでしょう。まず最初に、GetGE を使用して範囲の先頭にカレンシーを確立します。次に GetNextExtended を実行します。また、GetLE に続けて GetPrevExtended を実行することができます。これらの Extended オペレーションは、フィルターに合致する値をもう見つけられない場合に自動的に検索を停止します。これは、Extended オペレーションの最適化と呼ばれます。フィルターで最適化を使用すれば、非常に多くのレコードをファイルから読まずに飛ばすことができるため、さらに効率的になります。最適検索を作成するためには、制限が存在する方向でインデックスを検索する必要があります。また、セグメントの結合には OR の代わりに AND を使用して、フィルターが正確にインデックスと一致するようにする必要があります。

昇順のインデックスで GetNextExtended を実行する場合、最適化フィルターが制限で検索を停止するのは、条件演算子が EQ、LT または LE の場合です。検索は、昇順のインデックスに従って特定の値より大きい値をファイルの終わり方向に向かって探す必要があります。同様に、降順のインデックスの場合、制限で検索を停止するのは条件演算子が EQ、GT または GE の場合です。検索条件に複数のフィールドがある場合、これはさらに複雑になります。簡単な考え方は、フィルターを最適化するには、最後のセグメントのみが EQ 以外の条件演算子を持つことができるということです。これは、NIS を含みます。NIS の条件演算子が NE の場合、フィルターは、前のフィルターセグメントまでしか最適化することができません。

インデックスと正確に合致するという事は、各フィルター式がインデックス内のセグメント順に従っており、同じオフセット、長さ、キータイプ、大文字小文字区別（または DISTINCT フラグ）、および ACS 仕様を持つということです。これらがインデックスと合致していないと、Extended オペレーションは最適化できません。

真のヌルと SQL エンジン

真のヌルは、ヌル インジケータ キータイプを使用し、前述の規則に従うことによって SRDE に実装されます。トランザクショナル インターフェイス アプリケーションも、このキータイプを使用してヌル可能フィールドがヌルかどうかをその内容にかかわらず識別することができます。これにより、整数とほかの数値データ型のヌルを識別し、これらのヌル可能フィールドを完全に管理することができます。

真のヌルと Extended オペレーション

Extended オペレーションで発生するステータス 62 はディスクリプターが不正であることを示します。ディスクリプターの何が間違っているのかを判断するのがむずかしい場合があります。データベース エンジンは Pervasive イベント ログに、問題を正確に判断するのに使用できる行を追加しました。イベント ログのエントリは次のようなものです。

12-12-2008 11:12:45 W3MKDE 0000053C W3dbsmgr.exe
 MY_COMPUTER E System
 Error:301.36.0 File:D:\WORK\TEST.MKD

システム エラー 301 から 318 までの番号は、以下の問題を示しています。

表 2 システム エラー コード

システム エラー	説明
301	ディスクリプター長が不正です。
302	ディスクリプター ID は、"EG" または "UC" でなければなりません。
303	フィールド タイプが無効です。
304	演算子の NOCASE フラグは、文字列およびヌル インジケータ タイプのみで使用できます。
305	演算子の ACS フラグ (0x08 および 0x20) は、文字列タイプのみで使用できます。
306	バイアスされていない演算子はゼロと同等です。
307	バイアスされていない演算子が 6 より大きいです。
308	無効な式のコネクタが見つかりました。0、1、2 のみで使用できます。
309	ACS が定義されていません。
310	最後の式には終端文字が必要です。
311	最後の式より前に終端文字が見つかりました。フィルターセグメント カウントが不正です。
312	抽出するレコード数がゼロです。
313	抽出するフィールド長がゼロです。
314	ヌル インジケータ セグメントの次には別のフィールドが続く必要があります。
315	ヌル インジケータ セグメントは AND で次のセグメントと結合する必要があります。
316	ヌル インジケータ セグメントは EQ または NE のみで使用できます。
317	ヌル インジケータ セグメントの次に別の NIS は続けられません。
318	ヌル インジケータ セグメントの次のフィールドは 255 バイト以下である必要があります。

オルタネート コレーティング シーケンス

オルタネート コレーティング シーケンス (ACS) を使用して、文字型のキー (STRING、LSTRING および ZSTRING) を標準 ASCII コレーティング シーケンスとは異なる順序でソートすることができます。1 つまたは複数の ACS を使用して、次のようにキーをソートすることができます。

- 独自のユーザー定義ソート順序による方法。この方法は、英数字 (A ~ Z、a ~ z、0 ~ 9) を非英数字 (# など) と混用するソート順序を必要とするような場合に使用します。
- スペイン語の *ll* のようなマルチバイト コレーティング要素、フランス語の *ç* のようなダイアクリティックス、ドイツ語の *ss* へ拡張する *ß* のような文字の拡張および短縮など、言語固有のコレクションに対応する国際的なソート規則 (ISR) による方法。

ファイルには、キーごとに異なる ACS を持つことができますが、1 つのキーには 1 つの ACS のみです。したがって、キーがセグメント化されている場合、各セグメントはそのキーに指定された ACS を使用するか、または ACS をまったく使用しないかのいずれかになります。あるファイルに、一部のセグメントにだけ ACS が指定されているキーがある場合、トランザクショナル インターフェイスは指定されたセグメントのみ、ACS を使用してソートします。

ユーザー定義 ACS

ASCII 標準とは別の方法で文字列値をソートする ACS を作成するには、次の表に示す形式を使用します。

表 3 ユーザー定義オルタネート コレーティング シーケンスの形式

位置 (オフセット)	長さ	説明
0	1	識別バイト。0xAC を指定します。
1	8	トランザクショナル インターフェイスに ACS を識別させる、8 バイトの一意の名前。
9	256	256 バイトのマッピング。マッピング内の 1 バイトの位置はそれぞれ、マッピング内でのその位置のオフセットと同じ値を持つコードポイントに対応します。その位置にあるバイトの値は、コードポイントに割り当てられるコレティング ウェイトです。たとえば、コードポイント 0x61 (<i>a</i>) をコードポイント 0x41 (<i>A</i>) と同じウェイトでソートさせるには、同じ値をオフセット 0x61 と 0x41 に設定します。

ACS は 16 進エディターで作成されるか、トランザクショナル インターフェイス アプリケーションを作成するときに定義されるので、ユーザー定義 ACS はアプリケーション開発者には有用ですが、一般にエンド ユーザーによっては作成されません。

以下に、UPPER というコレーティング シーケンスを表す 9 バイト ヘッダーと 256 バイト本体を示します。ヘッダーは以下のとおりです。

```
AC 55 50 50 45 52 20 20 20
```

256 バイト本体は以下のようなものですが、左端の列にオフセットが付けられています。

```
00: 00 01 02 03 04 05 06 07 08 09 0A 0B 0C 0D 0E 0F
10: 10 11 12 13 14 15 16 17 18 19 1A 1B 1C 1D 1E 1F
20: 20 21 22 23 24 25 26 27 28 29 2A 2B 2C 2D 2E 2F
30: 30 31 32 33 34 35 36 37 38 39 3A 3B 3C 3D 3E 3F
40: 40 41 42 43 44 45 46 47 48 49 4A 4B 4C 4D 4E 4F
50: 50 51 52 53 54 55 56 57 58 59 5A 5B 5C 5D 5E 5F
60: 60 41 42 43 44 45 46 47 48 49 4A 4B 4C 4D 4E 4F
70: 50 51 52 53 54 55 56 57 58 59 5A 7B 7C 7D 7E 7F
80: 80 81 82 83 84 85 86 87 88 89 8A 8B 8C 8D 8E 8F
90: 90 91 92 93 94 95 96 97 98 99 9A 9B 9C 9D 9E 9F
A0: A0 A1 A2 A3 A4 A5 A6 A7 A8 A9 AA AB AC AD AE AF
B0: B0 B1 B2 B3 B4 B5 B6 B7 B8 B9 BA BB BC BD BE BF
C0: C0 C1 C2 C3 C4 C5 C6 C7 C8 C9 CA CB CC CD CE CF
D0: D0 D1 D2 D3 D4 D5 D6 D7 D8 D9 DA DB DC DD DE DF
E0: E0 E1 E2 E3 E4 E5 E6 E7 E8 E9 EA EB EC ED EE EF
F0: F0 F1 F2 F3 F4 F5 F6 F7 F8 F9 FA FB FC FD FE FF
```

この ACS を構成するヘッダーと本体は、ファイル UPPER.ALT として Pervasive PSQL に付属しています。UPPER.ALT は、大文字小文字に関係なくキーをソートすることができます (大文字と小文字を区別しないようにキーを定義することができますが、UPPER は独自の ACS を書くときに良い見本になります)。

例に示すオフセット 0x61 ~ 0x7A は、標準の ASCII コレーティング シーケンスから変更されています。標準 ASCII コレーティング シーケンスでは、オフセット 0x61 には値 0x61 (小文字の *a* を表します) が含まれています。UPPER ACS を使用してキーをソートする場合、トランザクショナル インターフェイスは小文字の *a* (0x61) を、オフセット 0x61 のコレーティング ウェイトである 0x41 を使ってソートします。このように、小文字 *a* は大文字 *A* (0x41) であるかのようにソートされます。したがって、ソートの目的のために、UPPER はキーのソート時に、すべての小文字をそれらに相当する大文字に変換します。

次に示す 256 バイトの本体は、ASCII スペース (0x20) の前の ASCII 文字が他のすべての ASCII 文字の後にソートされる点を除き、UPPER.ALT の本体と同じ機能を果たします。

```
00: E0 E1 E2 E3 E4 E5 E6 E7 E8 E9 EA EB EC ED EE EF
10: F0 F1 F2 F3 F4 F5 F6 F7 F8 F9 FA FB FC FD FE FF
```

```

20: 00 01 02 03 04 05 06 07 08 09 0A 0B 0C 0D 0E 0F
30: 10 11 12 13 14 15 16 17 18 19 1A 1B 1C 1D 1E 1F
40: 20 21 22 23 24 25 26 27 28 29 2A 2B 2C 2D 2E 2F
50: 30 31 32 33 34 35 36 37 38 39 3A 3B 3C 3D 3E 3F
60: 40 21 22 23 24 25 26 27 28 29 2A 2B 2C 2D 2E 2F
70: 30 31 32 33 34 35 36 37 38 39 3A 5B 5C 5D 5E 5F
80: 60 61 62 63 64 65 66 67 68 69 6A 6B 6C 6D 6E 6F
90: 70 71 72 73 74 75 76 77 78 79 7A 7B 7C 7D 7E 7F
A0: 80 81 82 83 84 85 86 87 88 89 8A 8B 8C 8D 8E 8F
B0: 90 91 92 93 94 95 96 97 98 99 9A 9B 9C 9D 9E 9F
C0: A0 A1 A2 A3 A4 A5 A6 A7 A8 A9 AA AB AC AD AE AF
D0: B0 B1 B2 B3 B4 B5 B6 B7 B8 B9 BA BB BC BD BE BF
E0: C0 C1 C2 C3 C4 C5 C6 C7 C8 C9 CA CB CC CD CE CF
F0: D0 D1 D2 D3 D4 D5 D6 D7 D8 D9 DA DB DC DD DE DF
    
```

この本体では、別のコレーティング ウェイトが割り当てられているので、文字のウェイトがもう ASCII 値と同じではありません。たとえば、ASCII スペース文字を表すオフセット 0x20 のコレーティング ウェイトは 0x00 です。ASCII の大文字 A を表すオフセット 0x41 のコレーティング ウェイトは 0x21 です。

大文字小文字に関係なくキーをソートするために、最後の例のオフセット 0x61 ~ 0x7A は変更されています。UPPER.ALT の本体と同様に、オフセット 0x61 はオフセット 0x41 と同じコレーティング ウェイト、つまり 0x21 を持っています。同じコレーティング ウェイトを持つことにより、オフセット 0x41 (A) はオフセット 0x61 (a) と同じようにソートされます。

インターナショナル ソート規則

ISO で定義された言語固有のコレーティング シーケンスを使用して文字列をソートする ACS を指定するには、以下のように ISR テーブル名を指定する必要があります。

表 4 ISR テーブル名

ロケール / 言語	コード ページ	ISR テーブル名
アメリカ / 英語	437 MS-DOS Latin-US 850 MS-DOS Latin-1	PVSW_ENUS00437_0 PVSW_ENUS00850_0
フランス / フランス語	437 MS-DOS Latin-US 850 MS-DOS-Latin-1	PVSW_FRFR00437_0 PVSW_FRFR00850_0
ドイツ / ドイツ語	437 MS-DOS Latin-US 850 MS-DOS Latin-1	PVSW_DEDE00437_0 PVSW_DEDE00850_0
スペイン / スペイン語	437 MS-DOS Latin-US 850 MS-DOS Latin-1	PVSW_ESES00437_0 PVSW_ESES00850_0
日本 / 日本語	932 シフト JIS	PVSW_JPJP00932_1

ISR テーブルは ISO の標準ロケール テーブルに基づいており、Pervasive PSQL によって提供されます。ISR テーブルは Pervasive PSQL のデータベース エンジンと一緒にインストールされた COLLATE.CFG ファイルに格納されています。複数のデータ ファイルが 1 つの ISR を共有できます。

サンプル コレクションについては、付録 A 「[インターナショナル ソート規則を使用したコレクションのサンプル](#)」を参照してください。

キー仕様

CREATE (14) または CREATE INDEX (31) を使用してインデックスを作成する場合、キー仕様構造体(インデックス セグメント ディスクリプター)が作成されます。各キー仕様は長さ 16 バイトで、次の情報を含みます。

表 5 キー仕様構造体

フィールド	データ型	長さ	NIS セグメント	説明
キー ポジション	Short Int	2	レコードの固定長部分でのオフセット	レコード内のキーの相対位置
キー長	Short Int	2	1	キーの長さ。常に 1 バイト
キー属性	Short Int	2	xxxxxxx1xxx1xxxx FEDCBA9876543210	キー属性。属性の詳細については、次のセクションを参照してください。
予約済み	Byte	4	適用外	未使用
拡張データ型	Byte	1	255 (0xFF)	拡張データ型のうちの 1 つを指定します。新しいデータ型の NULL_INDICATOR が定義されました。
ヌル値 (非インデックス値)	Byte	1	適用外	キーの除外値を指定します。
予約済み	Byte	2	適用外	未使用
手動割り当てキー番号	Byte	1		キー番号
ACS (オルタネート コレッシング シーケンス) 番号	Byte	1	適用外	オルタネート コレッシング シーケンス (ACS) 番号

表 6 キー属性

属性	2 進数	16 進数	説明
重複	0000 0000 0000 0001	0x0001	
変更可能	0000 0000 0000 0010	0x0002	
バイナリ	0000 0000 0000 0100	0x0004	
ヌルキー (全セグメント)	0000 0000 0000 1000	0x0008	
セグメント	0000 0000 0001 0000	0x0010	
ACS	0000 0000 0010 0000	0x0020	
ソート順序	0000 0000 0100 0000	0x0040	
繰り返し重複	0000 0000 1000 0000	0x0080	
拡張データ型	0000 0001 0000 0000	0x0100	
ヌルキー (一部セグメント)	0000 0010 0000 0000	0x0200	
大文字と小文字の区別 (Distinct)	0000 0100 0000 0000	0x0400	
既存の ACS	0000 1000 0000 0000	0x0008	内部使用のみ
予約済み	0001 0000 0000 0000	0x1000	
ページ圧縮	0010 0000 0000 0000	0x2000	「ページレベル圧縮を用いたファイルの作成」を参照
ペンディング キー	1000 0000 0000 0000	0x8000	内部使用のみ

- セグメントキー特有のキーフラグ SEGMENTED (0x0010)、EXTENDED DATA TYPE (0x0100) は、NIS と共に ON に設定する必要があります。

フラグ none は OFF にする必要があります。

フラグ BINARY (0x0004)、ACS (0x0020) は無視されます。

制限と影響

真のヌルのサポートには、いくつかの制限があります。

- 参照整合性: 現在 MKDE は、DELETE の CASCADE および RESTRICT アクション、UPDATE の RESTRICT アクションのみをサポートしています。SQL-92 は、delete および update の両方に CASCADE、RESTRICT、SET DEFAULT および SET NULL を定義しています。
- セグメント数の制限: ヌル許容列ごとに2つのセグメントを占めるため、キーのインデックス付けに使用するインデックスセグメントの数が増加しました。一方、データファイルごとのインデックスセグメントの最大数は同じです。

表 7 ページごとの最大インデックスセグメント数

ページサイズ (バイト数)	キーセグメントの最大数 (ファイルバージョン別)		
	8.x 以前	9.0	9.5
512	8	8	切り上げ ²
1,024	23	23	97
1,536	24	24	切り上げ ²
2,048	54	54	97
2,560	54	54	切り上げ ²
3,072	54	54	切り上げ ²
3,584	54	54	切り上げ ²
4,096	119	119	119 または 204 ³
8,192	N/A ¹	119	119 または 420 ³
16,384	N/A ¹	N/A ¹	119 または 420 ³

¹ N/A は「適用外」を意味します。

² 「切り上げ」は、ページサイズを、ファイルバージョンでサポートされる次のサイズへ切り上げることを意味します。たとえば、512 は 1,024 に切り上げられ、2,560 は 4,096 に切り上げるということです。

³ リレーショナル インターフェイスで使用できるインデックスセグメントの最大数は 119 です。トランザクショナル インターフェイスの場合、最大数は、ページサイズ 4,096 では 204、ページサイズ 8,192 および 16,384 では 420 です。

データベース URI

Btrieve ログイン API や、Create または Open オペレーションによる暗黙のログイン機能を使用する上での主要な概念は、データベース URI (Uniform Resource Indicator) です。これは、サーバー上のデータベース リソースのアドレスを記述する構文を提供します。

このセクションでは、Btrieve API で使用する URI の構文と意味を説明します。

構文

URI は次の構文を使用します。

```
access_method://user@host/dbname?parameters
```

表 8 データベース URI の要素

要素	定義
<i>access_method</i>	データベースのアクセスに使用する方法。この要素は必須です。現在、btrv のみがサポートされています。
<i>user@</i>	ユーザー名 (省略可能)。必要な場合は、 <i>parameters</i> にユーザーのパスワードを指定します。"@" 文字は、 <i>host</i> が指定されない場合でもユーザー名を区切るために使用する必要があります。
<i>host</i>	データベースが保存されているサーバー。 <i>host</i> が指定されていない場合は、ローカル マシンと見なされます。 <i>host</i> には、マシン名、IP アドレス、あるいは "localhost" キーワードを指定できます。 メモ : Linux オペレーティング システムのデータベースにアクセスする URI の場合、 <i>host</i> は必須要素です。
<i>dbname</i>	データベース名 (省略可能)。Pervasive PSQL データベース エンジンの DBNAMES.CFG ファイル内のエントリに対応します。データベース名が指定されていない場合は、デフォルトのデータベース "DefaultDB" と見なされます。

表 8 データベース URI の要素

要素	定義
<i>parameters</i>	<p>追加オプションパラメーター。& (アンパサンド) 文字で区切ります。</p> <ul style="list-style-type: none"> ◆ table= テーブル - 特定の SQL テーブル名を指定します。テーブル名はデータベースの DDF に存在している必要があります。 ◆ dbfile= ファイル - ファイルの名前。ファイルの場所は、現在のデータベースに対する、DBNAMES.CFG 内のデータ ファイル ロケーションのエントリに関連しています。相対パスが指定されるので、ドライブ名の使用、絶対パスまたは UNC パスは不可です。データベース エンジンでは完全なファイル名を解決します。いかなる方法であっても、Pervasive PSQL クライアントによって「ファイル」が処理されることはありません。空白の埋め込みは可能です。それらの空白はデータベース エンジンによってエスケープされます。 ◆ file= ファイル - 特定のデータ ファイル名を指定します。Pervasive PSQL クライアントはデータベース エンジンへ要求を送る前に、ファイルを標準の状態に変更し、入力名をその変更後の完全修飾 UNC 名で置き換えます。ドライブ名が使用されることがあり、その場合はクライアント側のドライブ名として解釈されます。スペースを含む UNC パスを使用することも可能です。 ◆ pwd= パスワード - クリア テキスト パスワード。Pervasive PSQL クライアントは、転送する前に、クリア テキスト パスワードを暗号化パスワードに変更します。 ◆ prompt=[yes no] - データベース エンジンからステータス 170 (ユーザー名が不正であるか見つからないため、ログインに失敗しました) または 171 (パスワードが不正なため、ログインに失敗しました) が返されたとき、ログインダイアログ ボックスのポップアップをどのように処理するかを Pervasive PSQL クライアントに知らせます。prompt=yes と指定した場合、リクエスターは [「クライアント資格情報の入力要求」] がオフに設定されている場合でも、常にログインダイアログ ボックスを表示します。prompt=no と指定した場合、リクエスターは、アプリケーションはステータス 170/171 を直接受け取って、リクエスターにダイアログ ボックスを表示させたくないものと見なします。これは、170 または 171 ステータス コードに対して、認証の入力要求をアプリケーションで処理したい場合に有用です。"yes" または "no" 以外の値は無視されます。リクエスターは [「クライアント資格情報の入力要求」] 設定に基づいてログインダイアログ ボックスを表示します。このオプションは、クライアントの役割を果たしている Linux では無視されます。

パラメーターの優先順位

パラメーターの "file"、"table" および "dbfile" のうち、2 つ以上のパラメーターが URI に指定された場合、データベース エンジンではそれらのパラメーターに対し優先順位を設定します。つまり、データベース エンジンでは URI の解析後、優先順位が最も高いパラメーターを残します。同じ優先度を持つパラメーターが 2 つ以上指定された場合は、解析後には URI で最後に指定されているパラメーターが残ります。

優先順位は "file"、"table"、"dbfile" の順で設定されています。

優先順位の例

初期 URI 文字列	解析後 URI 文字列
btrv://?file=MyFile.btr&table=MyTable&dbfile=DataFile.btr	btrv://?file=MyFile.btr
btrv://?table=MyTable&dbfile=DataFile.btr	btrv://?table=MyTable
btrv://?dbfile=DataFile.btr&file=MyFile.btr	btrv://?file=MyFile.btr
btrv://?dbfile=DataFile.btr	btrv://?dbfile=DataFile.btr
btrv://?file=FileOne&file=FileTwo	btrv://?file=FileTwo
btrv://?table=TableOne&table=TableTwo&file=MyFile.btr	btrv://?file=MyFile.btr

特殊文字

ほかの URI と同様に、ある特定の英数字以外の文字は URI 構文で特殊な意味を持ちます。そのような文字の 1 つを URI のいずれかの要素で使用する場合は、その文字が実際のテキストではなく特殊文字であると識別されるよう、**エスケープ シーケンス**を使用する必要があります。エスケープ シーケンスは、特殊文字に相当する標準テキストを表す、別の特殊文字または文字の組み合わせです。

下記の表は、トランザクショナル インターフェイス URI の構文でサポートされている特殊文字と、それに関連付けられたエスケープ シーケンス（パーセント記号と、指定された文字の 16 進値で表されます）を示しています。

表 9 データベース URI における特殊文字

文字	説明	16 進値
/	ディレクトリとサブディレクトリを区切ります。	%2F
?	ベース URI と関連パラメーターを分離します。	%3F
%	特殊文字を指定します。	%25
#	ブックマークまたはアンカーを示します。	%23
&	URI 内のパラメーターを区切ります。	%26
" "	二重引用符で囲まれている内容全体を示します。	%22
=	パラメーターとその値を区切ります。	%3D
空白	特別な意味はありませんが、予約されています。	%20
:	ホストとポートを分離します（予約されていますが、現在はサポートされていません）。コロンは IPv6 アドレスでも一部使用されます。「IPv6」を参照してください。	%3A

空白文字は URI 仕様で予約されていますが、これは区切り文字として使用されないため、引用符もエスケープシーケンスもなしで使用できます。それ以外の上記の表内の記号は区切り文字として使用されるため、エスケープする必要があります。

例

このセクションでは、フィールド値の中で使用されている特殊文字を識別するためにエスケープシーケンスを使用している URI の例を示します。

表 10 エスケープシーケンスを含んでいる URI の例

URI	説明
btrv://Bob@myhost/demodata?pwd= This%20Is%20Bob	ユーザー名が "Bob" でパスワードが "This Is Bob"
btrv://Bob@myhost/demodata?pwd= This Is Bob	ユーザー名が "Bob" でパスワードが "This Is Bob"
btrv://myhost/mydb?file=c:/program%20files/pvsw/mydb/c.mkd	%20 は空白文字を表します。開くファイルは "C:¥Program Files¥pvsw¥mydb¥ c.mkd" です。
btrv://Bob@myhost/demodata?pwd= mypass%20Is%20%26%3f	ユーザー名が "Bob" でパスワードが "mypass Is &?"

備考

空のユーザー名または空のパスワードは、ユーザー名やパスワードがないこととは異なるので注意してください。たとえば、btrv://@host/ には空のユーザー名が入っていますが、btrv://host/ にはユーザー名がありません。btrv://foo@host/?pwd= には、"foo" というユーザー名が入っており、パスワードは空です。

URI によっては *user:password* 構文を使用することもできます。ただし、ここで指定されるパスワードはその後クリアテキストとして転送されます。パスワードがクリアテキストとして転送されないようにするため、*user:password* 構文を使用してパスワードが提供された場合、Pervasive PSQL データベース URI はそのパスワードを無視します。*pwd=* パラメーターを使用してパスワードを提供してください。このパスワードは Pervasive PSQL クライアントによって転送される前に暗号化パスワードへ変更されます。

いくつかの URI では *user@host:port* 構文を使用するサーバーベースの命名機関を可能にすることもできます。Pervasive PSQL データベース URI は *port* 要素の指定をサポートします。

例

URL (Uniform Resource Locator) は単に、インターネット上のファイルまたはリソースのアドレスです。データベース URI は同じ概念を利用してサーバー上のデータベースのアドレスを指定します。このセクションでは、Pervasive PSQL データベースにおける、特にトランザクショナル インターフェイス アクセスを使用する場合の URI の構文と意味の例を挙げます。

表 11 トランザクショナル インターフェイス URI の例

例	説明
btrv://myhost/demodata	サーバー "myhost" 上のデータベース "demodata"。サーバーのオペレーティング システムは、Pervasive PSQL でサポートされる OS のいずれかになります。
btrv:///demodata	ローカル マシン上のデータベース "demodata"。ローカル マシンは Windows オペレーティング システムを実行しています。Linux オペレーティング システムでは <i>host</i> 要素が必須です (上の例を参照)。
btrv://Bob@myhost/demodata	パスワードなしのユーザー名 "Bob" で、サーバー "myhost" 上のデータベース "demodata" にアクセスします。
btrv://Bob@myhost/mydb?pwd=a4	ユーザー名 "Bob"、パスワード "a4" で、サーバー "myhost" 上のデータベース "mydb" にアクセスします。
btrv://myhost/demodata?table=class	不特定のユーザーが、サーバー "myhost" 上のデータベース "demodata" 内のデータベース テーブル "class" にアクセスします。
btrv://myhost/?table=class	不特定のユーザーが、サーバー "myhost" 上のデフォルト データベース ("DefaultDB") 内のデータベース テーブル "class" にアクセスします。
btrv://myhost/mydb?file=f:/mydb/a.mkd	不特定のユーザーが、サーバー "myhost" 上のデータベース "mydb" のセキュリティ資格情報を使用して、クライアントで見られるようなデータ ファイル "f:/mydb/a.mkd" にアクセスします。 クライアントはドライブ "f:" を変更するので注意してください。これは、クライアントで "f:" をサーバー "myhost" へ割り当てる必要があることを意味します。
btrv://mydb?file=c:/mydb/a.mkd	不特定のユーザーが、ローカル マシン上のデータベース "mydb" 下のデータ ファイル "c:/mydb/a.mkd" にアクセスします。 ドライブ "c:¥" はローカル マシン上のローカルドライブです。ローカル マシンは Windows オペレーティング システムを実行しています。
btrv://myhost/demodata?dbfile=class.mkd	不特定のユーザーが、サーバー "myhost" 上のデータベース "demodata" に定義されたデータ ディレクトリのうちの 1 つにあるデータ ファイル "class.mkd" にアクセスします。ファイル名が file=ではなく dbfile= で指定されているため、クライアント リクエストはファイル名 class.mkd を標準の状態に変更しません。サーバー エンジンのみが class.mkd を標準の絶対パスに変更します。

IPv6

URI および UNC 構文では、コロンなど一部の特殊文字を使用できません。未加工の IPv6 アドレスではコロンを使用するので、UNC パスや URI 接続の処理には異なる方法を使用できます。Pervasive PSQL は IPv6-literal.net 名および、角かっこ ([]) で囲まれた IPv6 アドレスをサポートします。

『Getting Started with Pervasive PSQL』の「[IPv6](#)」を参照してください。

ダブルバイト文字のサポート

Pervasive PSQL は、ファイルパス内にシフト JIS（日本工業規格）でコード化されたダブルバイト文字を受け入れます（シフト JIS は、日本語のコンピューターに一般に使用されるコード化の手法です）。また、レコードにシフト JIS ダブルバイト文字を格納し、「[インターナショナル ソート規則](#)」で説明した日本語 ISR テーブルでそれらの文字をソートします。他のマルチバイト文字はレコードに格納できますが、ISR テーブルは文化的に正しい規則に従ってこれらのレコードをソートする目的には現在使用できません。ダブルバイト文字を使用しても、Pervasive PSQL アプリケーションのオペレーションに影響を与えません。

レコード長

すべてのレコードには、レコード長、あるレコードのキーを含むすべてのデータを取り込めるだけの十分な大きさが必要な固定長部分、および、データ ページにレコードを格納するのに必要なオーバーヘッドが含まれています。

物理レコード長を算出するために論理レコード長に追加しなければならないオーバーヘッドのバイト数については、「[レコードの圧縮を使用しない場合のレコード オーバーヘッドのバイト数](#)」および「[レコードの圧縮を使用した場合のレコード オーバーヘッドのバイト数](#)」を参照してください。

次の表は、固定長レコードの最大レコード サイズの一覧です。

表 12 固定長レコードの最大レコード サイズ (バイト単位)

ファイルバージョン	システムデータ不使用 ¹	システムデータ使用 ²
7.x	4,088 (4096 - 8)	4,080 (4088 - 8)
8.x	4,086 (4096 - 10)	4,078 (4086 - 8)
9.0 ~ 9.4	8,182 (8192 - 10)	8,174 (8182 - 8)
9.5 以上	16,372 (16384 - 12)	16,364 (16372 - 8)

¹ ページ オーバーヘッドおよびレコード オーバーヘッドは、最大ページ サイズから減算して最大レコード サイズを決定します。レコード オーバーヘッドは、各ファイル形式で 2 バイトです。

² システム データは 8 バイトの追加オーバーヘッドが必要です。

ファイルがシステム データを使用し、レコード長が上記の表に示した制限を超える場合、データベース エンジンではそのファイルに対し、データ圧縮を行うことに注意してください。

オプションとして、ファイル内のレコードには可変長部分を含めることができます。可変長レコードには、すべてのレコード内で同じサイズである固定長部分と、各レコードでサイズの異なる可変長部分があります。可変長レコードを使用するファイルを作成する場合、固定長の長さは各レコードの最大長です。最大レコード長は定義しません。

理論的には、可変長レコードの最大長はトランザクショナル インターフェイスのファイル サイズの限界にのみ制限されます。Pervasive PSQL バージョン 9.5 の場合は 256 GB です (9.x から 9.5 までのバージョンでは 128 GB、それ以前のバージョンでは 64 GB)。実際に、最大長は選択したオペレーティング システムやレコード アクセス方法のような要因により制限されます。レコード全体を検索、更新または挿入すると、データ バッファ長パラメーターは 16 ビット符号なし整数であるため、レコード長を 65,535 までに制限します。

実行するオペレーションによって異なりますが、データ バッファは各種情報の転送に使用するトランザクショナル インターフェイス関数パラメーターです。データ バッファには、レコード全体、レコードの一部、ファイル仕様などが含まれます。データ バッファの詳細については、第 5 章「[データベースの設計](#)」の表 15 を参照してください。



メモ データと内部ヘッダー情報の合計バイトは、64 KB (0x10000) バイトを超えることはできません。トランザクショナル インターフェイスは、内部の目的で 1,024 (0x400) バイトを予約します。つまり、64,512 (0xFC00) バイトのデータを持つことができます。

ファイルが非常に大きいレコードを使用する場合は、ファイル内の可変長部割り当てテーブル (VAT) を考慮してください。リンク済みリストとして実装されている VAT は、レコードの可変長部分へのポインターの配列です。VAT は、非常に大きいレコードの各部分へのランダム アクセスを加速します。非常に大きいレコードの例として、バイナリ ラージオブジェクト (BLOB) やグラフィックスがあります。

非常に大きい可変長レコードを含むファイルについて、トランザクショナル インターフェイスは多数の可変ページにまたがってレコードを分割し、**可変長部**と呼ぶリンク済みリストでこれらのページを接続します。アプリケーションがチャンク オペレーションを使用してレコードの一部にアクセスし、レコードの一部がレコード自体の先頭を越えたオフセットから始まる場合、トランザクショナル インターフェイスはそのオフセットをシークするための可変長部リンク済みリストの読み取りにかなりの時間を費やすことがあります。そのようなシーク時間を制限するために、ファイルが VAT を使用するように指定できます。トランザクショナル インターフェイスは可変ページに VAT を格納します。VAT を含むファイルでは、可変長部分を持つ各レコードにそれ自体の VAT があります。

トランザクショナル インターフェイスが VAT を使用するのには、ランダム アクセスを加速するためだけでなく、データ圧縮時に使用される圧縮バッファのサイズを制限するためでもあります。ファイルでデータ圧縮を使用する場合、そのファイルで VAT を使用する必要があります。

データの整合性

以下の機能は、マルチユーザー環境でファイルの整合性を保証しながら、並行アクセスをサポートします。

- 「レコード ロック」
- 「トランザクション」
- 「トランザクション一貫性保守」
- 「システム データ」
- 「シャドウ ページング」
- 「ファイルのバックアップ」

レコード ロック

アプリケーションは、明示的に、一度に1レコード（単一レコード ロック）または一度に複数のレコード（複数レコード ロック）をロックできます。アプリケーションは、レコード ロックを指定する場合、ウェイトまたはノーウェイト条件を適用することもできます。アプリケーションが現在使用できないレコードに対するノーウェイト ロックを要求する場合、つまり、レコードが既に別のアプリケーションでロックされているか、ファイル全体が排他トランザクションでロックされている場合、トランザクショナル インターフェイスはロックを許可しません。

アプリケーションが使用できないレコードに対するウェイト ロックを要求すると、トランザクショナル インターフェイスは**デッドロック状態**の有無を確認します。デッドロック検出ステータス コードを返す前に待機するようにトランザクショナル インターフェイスを設定することができます。これを行うと、トランザクショナル インターフェイスを内部的に待機させてアプリケーションにはオペレーションを再試行させないので、マルチユーザー環境におけるパフォーマンスを向上させます。

トランザクション

ファイルに対して行う変更が多く、また、これらの変更をすべて行うか、またはまったく行わないかを確実にしなければならない場合は、**トランザクション**でこれらの変更を行うためのオペレーションを取り込みます。明示的なトランザクションを定義すれば、トランザクショナル インターフェイスに複数のオペレーションをアトミックな単位として処理させることができます。ほかのユーザーは、トランザクションが終了するまでファイルに対して行われた変更がわかりません。トランザクショナル インターフェイスは、排他トランザクションと並行トランザクションの2種類のトランザクションをサポートします。

排他トランザクション

排他トランザクションでは、データ ファイルでレコードを挿入、更新または削除するときにトランザクショナル インターフェイスがそのデータ ファイル全体をロックします。ほかのアプリケーションまたは同じアプリケーションの別のインスタンスはファイルを開いてそのレコードを読み取ることができますが、ファイルを変更することはできません。ファイルは、アプリケーションがトランザクションを終了または中止するまで、ロック状態のままになります。

並行トランザクション

並行トランザクションでは、トランザクショナル インターフェイスは、実行するオペレーションによってファイル内のレコードまたはページをロックします。トランザクショナル インターフェイスは、複数のアプリケーション（または同じアプリケーションの複数のインスタンス）が同じファイルの異なる部分に並行トランザクション内で変更を行えるようにしますが、それはこれらの変更が既にロックされているほかのファイル部分に影響を与えない場合に限られます。レコードまたはページは、アプリケーションがトランザクションを終了または中断するまで、ロック状態のままになります。並行トランザクションは、6.0 以降のファイルのみに使用できます。

排他と並行

たとえ要求されたレコードを並行トランザクションが既にロックしていても、クライアントはこれまでどおりレコードを**読み取る**ことができます。ただし、これらのクライアントは排他トランザクション内から処理を行えません。また、要求されたレコードを含むファイルが排他トランザクションで現在ロックされているか、要求されたレコードを並行トランザクションが既にロックしている場合、クライアントは読み取り操作にロック バイアスを適用できません。

クライアントが排他ロックでレコードを読み取ると、トランザクショナル インターフェイスは個々のレコードだけをロックし、レコードが存在するページの残りの部分はロックされない状態のままになります。



メモ トランザクション内からファイルを開くだけでは、レコード、ページまたはファイルはロックされません。また、トランザクショナル インターフェイスは、読み取り専用のフラグを立てたファイルや読み取り専用モードで開いたファイルはロックしません。

排他トランザクションを使用する場合、**Begin Transaction** (19 または 1019) オペレーションにノー ウェイト バイアスが付加されない限り、トランザクショナル データベース エンジンにロックされたファイルでほかのクライ

アントを暗黙に待機させます。アプリケーションは、この暗黙の待機状態でハングしたように見えます。これらの排他トランザクションの寿命が短いと、待機時間に気が付かない場合があります。ただし、暗黙の待機を必要とする多くのクライアントの影響によって、大量の CPU 時間が使用されます。さらに、同じファイル内の複数のポジションブロックはロックを共有します。

暗黙の待機を必要とする排他トランザクションも、ネットワーク帯域幅を無駄に使用しています。トランザクショナルデータベース エンジン、リクエスターに戻る前に約 1 秒間待機します。リクエスターは待機状態を認識し、トランザクショナルデータベース エンジンに操作を返します。したがって、排他トランザクションは余計なネットワーク トラフィックを発生させる可能性もあります。

余計な CPU サイクルとネットワーク トラフィックの量は、ロック済みファイルで待機しているクライアント数と排他トランザクションに必要な時間と相まって、幾何級数的に増加します。

トランザクション一貫性保守

すべてのオペレーションを 1 つのトランザクション ログに記録することによって、「**トランザクション一貫性保守**」とアトミシティを保証するようにトランザクショナル インターフェイスを設定できます。トランザクション一貫性保守は、クライアントが **End Transaction** オペレーションを発行したとき、トランザクショナル データベース エンジンが正常終了したステータス コードをクライアントに返す前に、トランザクショナル データベース エンジンがログへの書き込みを終了することを保証する機能です。アトミシティは、特定のステートメントが終わりまで実行しない場合にそのステートメントがデータベース内に部分的または不明確な影響を残さないように保証し、それによってデータベースを安定した状態に保つことでデータベースの整合性を保証します。

トランザクション一貫性保守のオーバーヘッドなしでアトミシティが必要な場合は、**Pervasive SQL V8** 以降のリリースのトランザクション ログ機能を使用することができます。トランザクション ログの詳細については、『**Advanced Operations Guide**』を参照してください。

デフォルトでは、トランザクション ログはデフォルトの **Windows** システム ディレクトリの **¥MKDE¥LOG** サブディレクトリにあります。ログは、トランザクショナル データベース エンジンと同じマシン上に存在しなければなりません。トランザクション ログ ディレクトリ設定オプションを使用して、ロケーションを変更できます。

トランザクショナル データベース エンジン、ログ セグメントと呼ぶ 1 つまたは複数の物理ファイルでトランザクション ログを保守します。現在のログ セグメントがユーザー定義のサイズ上限に達し、変更が待機状態であるファイルがなく、トランザクショナル データベース エンジンがシステム トランザクションを終了すると、トランザクショナル インターフェイスは新しいログ セグメントを開始します。

ログ セグメントには必ず .LOG というファイル拡張子が付きます。トランザクショナル データベース エンジンはログ セグメントのファイル名として、00000001.LOG、00000002.LOG、... のように、8 桁の 16 進数を使った連続する番号を使用します。

特定ファイルのパフォーマンスを向上させるために、アクセラレイテッドモードでファイルを開くことができます (バージョン 6.x トランザクショナル データベース エンジンはアクセラレイテッド オープン要求を受け入れましたが、それらの要求をノーマル オープン要求と解釈していました)。アクセラレイテッド モードでファイルを開くと、トランザクショナル データベース エンジンは、そのファイルに対するトランザクション ログを実行しません。



メモ システム障害が発生すると、起動時に削除されないログ セグメントが生成される場合があります。これらのセグメントは、データファイルに完全に書き込まれなかった変更を含みます。これらのログ セグメントを削除しないで下さい。どのファイルがこれらのログ セグメントに書き込まれているかはわかりません。これらのデータ ファイルは、次回開かれたときに自動的にロール フォワードするので、何もする必要はありません。

システム データ

Pervasive PSQL は、7.x トランザクション ログ ファイル形式を使用します。トランザクショナル インターフェイスがファイルでトランザクションのログを記録するには、トランザクショナル インターフェイスがログ内のレコードを追跡する際に使用できる重複のない (重複不可能) キーである **ログ キー** がファイルに含まれている必要があります。1 つ以上の重複のない (重複不可能) キーを持つファイルの場合、トランザクショナル インターフェイスはファイルで既に定義されている重複のないキーのうちの 1 つを使用します。

重複のないキーを持たないファイルの場合、トランザクショナル インターフェイスはファイル作成時に **システム データ** を含めることができます。トランザクショナル インターフェイスはファイルが 7.x 以降のファイル形式を使用している場合だけファイルにシステム データを含めます。その時点でファイルを作成する場合は、ファイル作成時にファイルにシステム データを含めるようにトランザクショナル インターフェイスが設定されます。システム データは、キー番号 125 で 8 バイトのバイナリ値として定義されます。たとえファイルに重複のないユーザー定義キーがあっても、ユーザーがインデックスを削除することから保護するためにシステム定義ログ キーとも呼ぶシステム データを使用しなければならない場合があります。

ファイルがシステム データを使用し、レコード長が表 12 に示した制限を超える場合、データベース エンジンではそのファイルに対し、データ圧縮を行います。

トランザクショナル インターフェイスがシステム データを追加するのはファイル作成時だけです。既存のファイルにシステム データを追加する場合は、[システム データの作成] 設定オプションをオンにしてから **Rebuild** ユーティリティを使用します。



メモ トランザクショナル インターフェイスがシステム データを追加すると、その結果、レコードが大きすぎてファイルの既存のページ サイズに収まらない場合があります。その場合、トランザクショナル インターフェイスは、ファイルのページ サイズを自動的に次の適切な大きさに調整します。

シャドウ ページング

トランザクショナル データベース エンジンは、**シャドウ ページング**を使用して、システム障害が発生した場合に 6.0 以降のファイルが破壊されないようにします。クライアントがトランザクションの内部または外部のページの変更を要求すると、トランザクショナル データベース エンジンはデータ ファイル自体の空いた未使用の物理位置を選択し、シャドウ ページと呼ぶ新しいページ イメージをこの新しい場所へ書き込みます。1 回のトランザクショナル インターフェイスの操作で、トランザクショナル データベース エンジンは元の論理ページとすべて同じサイズの複数のシャドウ ページを作成することがあります。

変更がコミットされる、つまり、オペレーションが終了するかトランザクションが終了すると、トランザクショナル データベース エンジンはシャドウ ページを現在のページにし、元のページが再利用可能になります。トランザクショナル データベース エンジンは、有効な再利用可能ページをトラッキングするために、ページ アロケーション テーブルというマップをファイルに格納します。変更がコミットされる前にシステム障害が発生した場合、トランザクショナル インターフェイスは PAT を更新しないため、シャドウ ページを削除し、まだ元の状態のままになっている現在のページを復帰させて使用します。



メモ この説明では、シャドウ ページング プロセスを単純化しています。パフォーマンスの向上のため、トランザクショナル データベース エンジンは各オペレーションやユーザー トランザクションを個々にコミットせず、それらをシステム トランザクションと呼ぶまとまりにグループ化します。

トランザクショナル インターフェイスの基礎

クライアントがトランザクション内で動作している場合、元の論理ページに対応するシャドウ ページはそのクライアントにしか見えません。ほかのクライアントが同じ論理ページにアクセスしなければならない場合、元の(未変更の) ページが表示されます。つまり、ほかのクライアントには、最初のクライアントがまだコミットしていない変更は表示されません。元のファイルは常に有効でありかつ内部一貫性があるので、シャドウ ページングにより信頼性は向上します。



メモ バージョン 6.0 より前のトランザクショナル インターフェイスでは、プリイメージングを使用してシステム障害発生時にファイルが破壊されないようにしていました。Pervasive.SQL 7.0 でも、プリイメージングを使用してバージョン 6.0 より前のファイルを保護します。バージョン 6.0 より前のファイルを更新する前に、トランザクショナル インターフェイスは元のファイルから更新されるページを含むテンポラリ プリイメージ ファイルを作成します。トランザクショナル インターフェイスは次に、元のファイルで更新を行います。更新中にシステム障害が発生すると、トランザクショナル インターフェイスはプリイメージ ファイルを使用して元のファイルを復元できます。

ファイルのバックアップ

定期的にファイルをバックアップすることは、データを保護する上で大切なステップです。

ファイルのバックアップについての詳細は、『Advanced Operations Guide』の「[ログ、バックアップおよび復元](#)」を参照してください。

イベント ログ

イベント ログは Pervasive PSQL の機能の 1 つで、Pervasive のトランザクショナル インターフェイス、SQL インターフェイスおよびユーティリティ コンポーネントから情報メッセージ、警告メッセージ、エラーメッセージを格納するために使用します。

詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』の「[Pervasive PSQL メッセージ ログ](#)」を参照してください。

パフォーマンスの向上

トランザクショナル インターフェイス には、パフォーマンスを向上させる以下の機能があります。

- 「システム トランザクション」
- 「メモリ管理」
- 「ページブリアロケーション」
- 「Extended オペレーション」

システム トランザクション

パフォーマンスを向上し、データの回復を支援するために、トランザクショナル インターフェイスは 1 つまたは複数のコミットされたオペレーション (トランザクションと非トランザクションの両方) を**システム トランザクション**と呼ぶオペレーションのまとまりに入れます。トランザクショナル データベース エンジンは、ファイルごとにシステム トランザクションを作成します。システム トランザクションには、同じエンジンで動作する 1 つまたは複数のクライアントからのオペレーションとユーザー トランザクションを含めることができます。



メモ システム トランザクションと、排他または並行トランザクションを混同しないでください。本書では、「トランザクション」という用語は排他トランザクションまたは並行トランザクション (ユーザー トランザクションとも呼びます) を指しています。ユーザー トランザクションはキャッシュ内のページに変更を加える方法に影響を与えるのに対して、システム トランザクションはキャッシュ内のダーティページをディスク上のファイルの一部にする方法に影響を与えます。トランザクショナル データベース エンジンは、システム トランザクションの起動とプロセスを制御します。

ユーザー トランザクションとシステム トランザクションはともにアトミック トランザクションです。つまり、これらのトランザクションは、すべての変更が行われるか、または変更が何も行われなかった場合に発生します。システム障害が発生すると、トランザクショナル データベース エンジンは障害の起きたシステム トランザクションに関連するすべてのファイルを再度開くときにそれらのファイルを回復します。障害の起きたシステム トランザクションに対して行われたすべての変更、つまり、終了した最後のシステム トランザクション以降にそのエンジン上のすべてのクライアントによって行われたファイルに対するすべてのオペレーションは失われます。ただし、ファイルは矛盾のない状態に復元されるので、システム障害の原因を解決した後にオペレーションを再試行することができます。

Pervasive PSQL は、アクセラレイティド モードで開いたファイルを除くすべてのログ記録可能なファイルの**トランザクション一貫性保守**を保証します。(ファイルに少なくとも 1 つの重複のない重複不能キーが含まれている場合は、そのファイルをログに記録することができます。キーはシステム定義とすることができます。) トランザクション一貫性保守は、トランザクショナル データベース エンジンが **End Transaction** に対し正常終了のステータス コードをクライアントに返す前にトランザクション ログへの書き込みを終了することを保証する機能です。アクセラレイティド モードでファイルを開くと、トランザクショナル インターフェイスはファイルをログに記録しません。したがって、トランザクショナル データベース エンジンはファイルにエントリを記録しません。したがって、トランザクショナル データベース エンジンはそのファイルのトランザクション一貫性保守を保証できません。

トランザクショナル データベース エンジンがファイルのシステム トランザクションをロールバックした後、次にファイルを開くときにログを再生します。これにより、システム トランザクションのロールバックによって、ログには格納されているがファイルに書き込まれていないコミット済みのオペレーションが復元されます。

各システム トランザクションは 2 つの段階、つまり、準備と書き込みから構成されています。

準備段階

準備段階では、トランザクショナル データベース エンジンが現在のシステム トランザクションですべてのオペレーションを実行しますが、ファイルにページを書き込みません。トランザクショナル データベース エンジンが必要に応じてキャッシュに登録されていないページをファイルから読み取り、キャッシュにだけ新しいページ イメージを作成します。

以下のアクションはどれも準備段階の終了を引き起こし、書き込み段階の開始を示します。

- トランザクショナル データベース エンジンがオペレーション バンドル制限に達した。
- トランザクショナル データベース エンジンが起動時間制限に達した。
- キャッシュ ページの合計数に対する書き込み準備されたページの比率がシステムのしきい値に達した。



メモ 一般に、準備段階はトランザクショナル インターフェイス オペレーションの完了後に終了します。しかし、ユーザー トランザクションが完了する前に時間制限またはキャッシュしきい値に達する可能性があります。トランザクショナル インターフェイスは、いずれにしても書き込み段階に切り替わります。

書き込み段階

書き込み段階では、トランザクショナル データベース エンジン は準備段階で準備されたすべてのページをディスクに書き込みます。MicroKernel はまず、すべてのデータ ページ、インデックス ページおよび可変ページを書き込みます。これらのページは実際にはシャドウ ページです。これらのページが書き込まれている間、ディスク上のファイルの一貫性は変わりません。

しかし、PAT ページは現在のページとしてシャドウ ページを指示するため、システム トランザクションの重要部分は PAT ページが書き込まれている間に発生します。この段階を保護するために、トランザクショナル データベース エンジン は FCR にフラグを書き込みます。すべての PAT ページが書き込まれると、最後の FCR が書き込まれるため、ファイルは一貫性を保ちます。この段階でシステム障害が発生すると、次にファイルが開かれたときにトランザクショナル データベース エンジン はシステム障害を認識し、ファイルを直前の状態にロールバックします。次に、トランザクション ログ ファイル内の一貫性保守可能なユーザー トランザクションはすべてファイルに書き込まれます。

システム トランザクションの頻度

頻度が低い

システム トランザクションの頻度を低くすると、ほとんどの構成ではパフォーマンスが向上します。その中には、ファイルが排他的に開かれる、クライアント / サーバー、シングル エンジン ワークステーションおよびマルチエンジン ワークステーション環境があります。

トランザクショナル データベース エンジン がシステム トランザクションの起動回数を少なくすると、**ダーティ** ページ、つまり、書き込みが必要なページはメモリ内に長く存在します。アプリケーションが多数の変更操作を行っている場合、これらのページはディスクに書き込まれる前に何回も更新される可能性があります。つまり、ディスクの書き込みが少なくなります。実際に、最も効率の良いエンジンは必要なときだけ書き込まれるエンジンです。

到達するとシステム トランザクションが起動される制限には、オペレーション バンドル制限、起動時間制限、キャッシュ サイズの 3 つがあります。これらの制限に達すると、トランザクショナル データベース エンジン はシステム トランザクションを起動します。この設定の詳細については、『Advanced Operations Guide』を参照してください。

システム トランザクションの回数を減らす最も良い方法は、オペレーション バンドル制限と起動時間制限をさらに高い値に設定する方法です。キャッシュのサイズを増やすこともできます。

頻度が高い

トランザクショナル データベース エンジンがシステム トランザクションを実行する回数を少なくすることの欠点は、ディスクに書き込まなければならないマシンのメモリ内のデータが常に多くなるという点です。停電などのシステム障害が発生すると、失われるデータが多くなります。トランザクショナル データベース エンジンはファイルを一貫性のある使用可能な状態に保つようにつくられています、その状態には最新の変更が含まれていない場合があります。もちろん、トランザクション一貫性保守でユーザー トランザクションを使用すると、このリスクが最も少なくなります。パフォーマンスの向上に対してシステム トランザクションの回数を減らすことのリスクをよく考慮してください。

たとえば、アプリケーションがワークステーション エンジンを使用し、低速または信頼性の低いネットワーク接続を通じてリモート ファイルを更新している場合、変更データができるだけ早くディスクに書き込まれるようにシステム トランザクションを頻繁に実行する必要があります。

メモリ管理

キャッシュは、読み取るページをバッファーするためにトランザクショナル データベース エンジンが予約するメモリ領域です。アプリケーションがレコードを要求すると、トランザクショナル データベース エンジンはまず、そのレコードを含むページが既にメモリ内にあるかどうかを確認するためにキャッシュを調べます。そうであれば、トランザクショナル データベース エンジンはレコードをキャッシュからアプリケーションのデータバッファーに転送します。ページがキャッシュ内になければ、トランザクショナル データベース エンジンはページをディスクからキャッシュ バッファーに読み込んでから要求されたレコードをアプリケーションに転送します。トランザクショナル データベース エンジン キャッシュはローカルクライアントにより共有され、複数のオペレーション間で使用されます。

トランザクショナル データベース エンジンが新しいページをメモリに転送しようとするときにすべてのキャッシュ バッファーがいっぱいであれば、トランザクショナル インターフェイスがキャッシュ内のどのページを上書きするかを LRU (least- recently- used) アルゴリズムが決定します。LRU アルゴリズムは、最近参照されたページをメモリに保持することによって処理時間を短縮します。

アプリケーションがレコードを挿入または更新すると、トランザクショナル データベース エンジンはまず対応するページのシャドウ イメージを作成し、キャッシュでそのページを変更し、次にそのページをディスクに書き込みます。変更されたページは、トランザクショナル データベース エンジンが新しいページでキャッシュ内のそのページのイメージを上書きできると LRU アルゴリズムが決定するまで、キャッシュ内に残ります。

一般に、キャッシュが大きいほどパフォーマンスが向上するのは、ある時点でメモリ内に保持するページ数を多くすることができるからです。トランザクショナル データベース エンジンを使用して、I/O キャッシュ バッ

トランザクショナル インターフェイスの基礎

ファアーに予約するメモリ量を指定することができます。メモリ量を決定する場合は、アプリケーションの必要メモリ量、コンピューターにインストールされた総メモリ量、および、すべての並行 Pervasive PSQL アプリケーションがアクセスする全ファイルの結合サイズを考慮してください。このキャッシュの設定は、[キャッシュ割当サイズ]で行います。

Pervasive PSQL V8 以降のリリースでは、2 番目の動的 L2 キャッシュも使用できます。この動的キャッシュの設定は、[トランザクショナル データベース エンジンの最大メモリ使用量] (v9.1 以降では [MicroKernel の最大メモリ使用量])で行います。これらの設定の詳細については、『Advanced Operations Guide』を参照してください。



メモ 使用可能な物理メモリよりキャッシュを多くすると、実際にパフォーマンスが大きく低下する可能性があるのは、仮想メモリ内のキャッシュメモリの一部がディスク上にスワップされるからです。トランザクショナル データベース エンジン キャッシュは、オペレーティング システムがロードされた後で使用可能な物理メモリの約 60% に設定することをお勧めします。

たとえば、Windows NT 上でこの値を見つけるには、タスクバーで時計を右クリックし、[タスク マネージャー] を選択します。[パフォーマンス] タブを選択すると、ダイアログ ボックスの右下近くに使用可能な物理メモリが表示されます。

ページ プリアロケーション

ページ プリアロケーションは、トランザクショナル データベース エンジンがディスク領域を必要とするときにそのスペースを使用できるようにします。データ ファイルがディスク上の連続する領域を占有する場合、ファイル操作を高速化することができます。速度の向上は、非常に大きなファイルで最も顕著です。この機能の詳細については、「[ページ プリアロケーション](#)」を参照してください。

Extended オペレーション

Extended オペレーション - Get Next Extended (36)、Get Previous Extended (37)、Step Next Extended (38)、Step Previous Extended (39) および Insert Extended (40) - を使用すると、パフォーマンスを大幅に向上できます。Extended オペレーションは、アプリケーションにもよりますが、トランザクショナル インターフェイスの要求数を 100 分の 1 以下に減らすことができます。これらのオペレーションには、不要なレコードがアプリケーションに送られないように返されたレコードにフィルターをかける機能があります。この最適化手法は、ネットワークを介してデータを送受信しなければならないクライアント / サーバー環境で最も良い結果をもたらします。

これらのオペレーションの詳細については、「[マルチレコードのオペレーション](#)」を参照してください。

ディスク使用量

トランザクショナル データベース エンジンには、必要なディスク使用量を最小限にするための以下の機能があります。

- 「[空きスペース リスト](#)」
- 「[インデックス バランスの実行](#)」
- 「[データ圧縮](#)」
- 「[ブランク トランケーション](#)」

空きスペース リスト

レコードを削除すると、そのレコードがこれまで占有したディスク領域が空きスペース リストに設定されます。新しいレコードを挿入すると、トランザクショナル インターフェイスは新しい可変ページを作成する前に空きスペース リスト上のページを使用します。空きスペース スレッシュールドは、ページが空きスペース リストに表示されるには、可変ページにどれだけの空きスペースが残っている必要があるかをトランザクショナル インターフェイスに示します。

このような空き領域を再利用する方法では、ディスク領域を再利用するようにファイルを再編成する必要がありません。また、空きスペース リストを使用すると、数ページにまたがる可変長レコードの断片化を抑えることができます。空きスペース スレッシュールドを高く設定すると断片化を減らすことができますが、ファイルのためのディスク領域がより多く必要になります。

インデックス バランスの実行

インデックス ページがいっぱいになると、トランザクショナル データベース エンジンはデフォルトで新しいインデックス ページを自動的に作成し、いくつかの値をいっぱいになったインデックス ページから新しいインデックス ページへ移動します。[インデックス バランスの実行] オプションをオンにすると、既存のインデックス ページがいっぱいになるたびに新しいインデックス ページを作成しないようにすることができます。インデックス バランスを使用すると、トランザクショナル データベース エンジンはインデックス ページがいっぱいになるたびに、兄弟インデックス ページ内で利用可能な領域を探します。トランザクショナル データベース エンジンは次に、いっぱいになったインデックス ページから空き領域のあるインデックス ページへ値を振り分けます。

インデックス バランスは、インデックス ページの使用度を高めることにより、ページ数を減らし、同レベルのノード間でキーを均等に分配するため、読み取り操作でのパフォーマンスが向上します。しかし、この機能を使用すると、トランザクショナル データベース エンジンはより多くのインデックス ページを調べるために余分な時間が必要になったり、書き込み操作で

より多くのディスク I/O が必要になったりする可能性もあります。インデックス バランスの正確な影響は状況によって異なりますが、インデックス バランスを使用した場合、書き込み操作のパフォーマンスは概して約 5 ~ 10% 低下します。

インデックス バランスは「定常状態」のファイルのパフォーマンスに影響を与えます。普通の変更操作は多少遅くなりますが、普通の取得操作は速くなります。平均的なインデックス ページにより多くのキーを収容することによって、これを行います。通常のインデックス ページは 50 ~ 65% まで満たされ、この場合、インデックス バランスされたページは 65 ~ 75% まで満たされます。つまり、検索するインデックス ページが少なくなります。

Create Index (31) でインデックスを作成すると、インデックス ページは 100% フルに近くなるため、これらのファイルが書き込みでなく読み取りについて最適化されます。



メモ ファイル内の File Flag フィールドに Index Balanced File ビットを設定する方法で、ファイル単位でインデックス バランスを指定することもできます。

[インデックス バランスの実行] オプションを有効にすると、アプリケーションが設定したバランス ファイル フラグの指定とは無関係に、トランザクショナル インターフェイスはすべてのファイルでインデックス バランスを行います。インデックス バランス設定オプションの指定方法については、『Pervasive SQL User's Guide』を参照してください。

データ圧縮

トランザクショナル インターフェイスはデータ圧縮を使用して、ファイルのレコードを挿入または更新する前にそれらのレコードを圧縮し、それらのレコードを取得するときにレコードを解凍します。圧縮されたレコードの最終の長さはそのレコードがファイルに書き込まれるまで決定できないので、トランザクショナル インターフェイスは常に圧縮されたファイルを可変長レコード ファイルとして指定します。ただし、固定長ファイルでデータ圧縮を使用すると、トランザクショナル インターフェイスは Insert オペレーションと Update オペレーションで、データ ファイルに指定された固定レコード長より長いレコードを生成しません。

トランザクショナル インターフェイスは圧縮されたレコードを可変長レコードとして記録するので、頻繁な挿入、更新および削除を行う場合は個々のレコードがいくつかのデータ ページにわたってフラグメント化される場合があります。トランザクショナル インターフェイスは 1 つのレコードを検索するために複数のファイル ページを読み取らなければならない場合があるので、この断片化によってアクセス時間が遅くなるおそれがあり

トランザクショナル インターフェイスの基礎

ます。しかし、データ圧縮により、多数の繰り返し文字を含むレコードを格納する場合に必要なディスク容量を、大幅に削減することもできます。トランザクショナル インターフェイスは、5つ以上の同じ連続文字を5バイトに圧縮します。

この機能の詳細については、「[レコード圧縮](#)」を参照してください。

ブランク トランケーション

ブランク トランケーションはディスク容量を節約します。可変長のレコードを許し、かつデータ圧縮機能を使用しないファイルにのみ適用できます。この機能の詳細については、「[ブランク トランケーション](#)」を参照してください。

データベースの設計

5

この章では、データベースを設計するための形式とガイドラインを示します。ここでは、以下の項目について説明します。

- 「データ ファイルについて」
- 「データ ファイルの作成」
- 「論理レコード長の計算」
- 「ページサイズの選択」
- 「ファイルサイズの予測」
- 「データベースの最適化」
- 「セキュリティの設定」

データ ファイルについて

トランザクショナル データベース エンジン は、情報をデータ ファイルに保存します。各データ ファイル内には、レコードとインデックスの集合があります。レコードにはデータのバイトが格納されています。そのデータは、社員の名前、ID、住所、電話番号、賃率などを表します。インデックスは、レコードの一部に特定の値を含むレコードをすばやく見つける働きがあります。

トランザクショナル データベース エンジン は、レコードを単なるバイトの集合と解釈します。これは、レコード内の情報で論理的に区別される部分、つまり、フィールドを認識しません。トランザクショナル データベース エンジン においては、ラスト ネーム、ファースト ネーム、社員 ID などはレコード内に存在しません。レコードは単にバイトの集合にすぎません。

トランザクショナル データベース エンジン はバイト指向であるため、たとえデータ型を宣言するキーに対してでも、レコード内のデータの変換、型検査または妥当性検査を行いません。データ ファイルとインターフェイスをとるアプリケーションは、そのファイル内のデータの形式と型に関するすべての情報を処理する必要があります。たとえば、アプリケーションは以下の形式に基づいてデータ構造を使用します。

レコード内の情報	長さ (バイト単位)	データ型
ラスト ネーム	25	ヌル終了文字列
ファースト ネーム	25	ヌル終了文字列
ミドル イニシャル	1	Char (バイト)
社員 ID	4	Long (4 バイト整数)
電話番号	13	ヌル終了文字列
月給	4	Float
合計レコード長	72 バイト	

ファイル内では、社員のレコードがバイトの集合として格納されます。以下のダイアグラムは、Cliff Jones のレコードのデータがファイルに格納される時の状態を示したものです。(このダイアグラムは、文字列の ASCII 値を対応する英字または数字に置き換えています。整数とほかの数値は、正規 16 進表現から変更されていません。)

バイト位置	00	01	02	03	04	05	06	07	08	09	0A	0B	0C	0D	0E	0F
データ値	J	o	n	e	s	00	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?

バイト位置	10	11	12	13	14	15	16	17	18	19	1A	1B	1C	1D	1E	1F
データ値	?	?	?	?	?	?	?	?	?	C	l	i	f	f	00	?

バイト位置	20	21	22	23	24	25	26	27	28	29	2A	2B	2C	2D	2E	2F
データ値	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?	?

バイト位置	30	31	32	33	34	35	36	37	38	39	3A	3B	3C	3D	3E	3F
データ値	?	?	D	2	3	4	1	5	1	2	5	5	5	1	2	1

バイト位置	40	41	42	43	44	45	46	47
データ値	2	?	?	?	3	5	0	0

トランザクショナル データベース エンジンがファイル内で認識する情報で区別する唯一の部分は**キー**です。アプリケーション（またはユーザー）はレコード内のバイトの1つまたは複数の集合をキーとして指定できますが、バイトと各**キー セグメント**内で連続していなければなりません。

トランザクショナル データベース エンジンは指定されたキーの値に基づいてレコードをソートし、特定の順序でデータを返すための直接アクセスを行います。トランザクショナル データベース エンジンは、指定されたキー値に基づいて特定のレコードも検索できます。前の例では、各レコード内のラスト ネームを含む 25 バイトをファイル内のキーとして指定できます。アプリケーションはラスト ネームのキーで **Smith** という名前の全社員のリストを取得したり、全社員のリストの取得後にラスト ネームでソートされたそのリストを表示したりすることができます。

キーを使用すると、トランザクショナル データベース エンジンは情報にすばやくアクセスできます。トランザクショナル データベース エンジンは、データ ファイルで定義されたキーごとに**インデックス**を作成します。インデックスはデータ ファイル自体の中に格納され、そのファイル内の実際のデータへのポインターの集合が含まれています。キーの値は各ポインターに関連付けられています。

データベースの設計

前の例では、ラスト ネーム キーのインデックスがラスト ネーム値をソートし、レコードがデータ ファイル内のどこにあるかを示すポインターを持っています。

インデックス	レコード
Anderson	Anderson
Boerner	Nemet
Bowling	Quaglino
Harris	Harris
Nemet	Boerner
Quaglino	Woodward
Woodward	Bowling
	Gayle
	Judit
	Andy
	Ron
	Clarissa
	Nancy
	Mark
	P10927365751255516550
	L12345678901234567890
	X98765432109876543210
	Q65748392019283764650
	L82937465637298173640
	B92736464838161537480
	G92736465483892917370

通常、アプリケーションが情報にアクセスしたり、情報をソートする場合、トランザクショナル データベース エンジンはデータ ファイル内のすべてのデータを検索するわけではありません。その代わりに、インデックスを使用して検索を行い、アプリケーションの要求を満たすレコードだけを処理します。

データ ファイルの作成

トランザクショナル インターフェイスは、データベース アプリケーションを最適化する際の大きな柔軟性を開発者に与えてくれます。そのような柔軟性を提供するため、トランザクショナル インターフェイスは、トランザクショナル データベース エンジンの内部処理の多くを公開しています。トランザクショナル インターフェイスを初めて使用する場合、Create (14) オペレーションは非常に複雑に見えるかも知れませんが、作業の開始にあたってはこのオペレーションのすべての機能を必要とするわけではありません。ここでは、簡単なトランザクショナル ベースのデータ ファイルの作成を段階的に行うことで、基本的な条件に焦点を当てます。ここでは、必要に応じて簡素化を図るために、C インターフェイスの用語を使用します。



メモ 同じディレクトリに、ファイル名が同一で拡張子のみが異なるようなファイルを置かないでください。たとえば、同じディレクトリ内のデータ ファイルの1つに `Invoice.btr`、もう1つに `Invoice.mkd` という名前を付けてはいけません。このような制限が設けられているのは、データベース エンジンがさまざまな機能でファイル名のみを使用し、ファイルの拡張子を無視するためです。ファイルの識別にはファイル名のみが使用されるため、ファイルの拡張子だけが異なるファイルは、データベース エンジンでは同一のものであると認識されます。

データ レイアウト

ここでは、社員レコードを格納するデータ ファイルの例を使用します。アプリケーションは、一意の社員 ID または社員のラスト ネームを指定して社員情報を取得します。複数の社員が同じラスト ネームを持っている可能性があるため、データベースではラスト ネームの重複値を許します。これらの基準に基づくと、ファイルのデータレイアウトは以下のようになります。

レコード内の情報	データ型	キーまたはインデックスの特性
ラスト ネーム	25 文字の文字列	重複可能
ファースト ネーム	25 文字の文字列	なし
ミドル イニシャル	1 文字の文字列	なし
社員 ID	4 バイト整数	重複不可
電話番号	13 文字の文字列	なし
月給	4 バイト浮動小数	なし

基本的なデータレイアウトを設定したので、トランザクショナル インターフェイスの用語と条件の適用を開始できます。この場合、実際にファイルを作成する前にキー構造とファイル構造に関する情報を決定します。これらの詳細情報を事前に処理しておかなければならないのは、Create (14) オペレーションがファイル情報、インデックス情報、キー情報をすべて一度に作成するからです。以降では、これらの詳細情報を処理する際に考慮しなければならない問題について説明します。

キー属性

まず、キーの特別な機能を決定します。以下の表に示すように、トランザクショナル データベース エンジンにはさまざまなキー属性があり、必要に応じて割り当てることができます。

表 13 キー属性

定数	説明
EXTTYPE_KEY	拡張データ型。文字列または符号なしバイナリ以外のトランザクショナル インターフェイス データ型を格納します。標準バイナリ データ型よりもこの属性を使用してください。このキー属性には、標準バイナリおよび文字列データ型のほかに多数の属性を収容できます。
BIN	標準バイナリ データ型。今日までの経緯によりサポートされます。符号なし 2 進数を格納します。デフォルトのデータ型は文字列です。
DUP	リンク重複。ポインターでインデックス ページからデータ ページへリンクされる重複値を許します。詳細については、「 重複キー 」を参照してください。
REPEAT_DUPS_KEY	繰り返し重複。インデックス ページとデータ ページの両方に格納される重複値を許します。詳細については、「 重複キー 」を参照してください。
MOD	変更可能。レコードの挿入後にキー値の変更を行えます。
SEG	セグメント化。このキーが、現在のキー セグメントの後にセグメントを持つことを指定します。
NUL	ヌル キー (すべてのセグメント)。指定されたヌル値がキーのすべてのセグメントに含まれている場合は、インデックスからすべてのレコードを除外します (ファイルを作成するときにヌル値を指定します)。
MANUAL_KEY	ヌル キー (任意のセグメント)。指定されたヌル値がキーの任意のセグメントに含まれている場合は、インデックスからすべてのレコードを除外します (ファイルを作成するときにヌル値を指定します)。

表 13 キー属性

定数	説明
DESC_KEY	降順のソート順序。キー値を降順（最大から最小へ）に並べます。デフォルトは昇順（最小から最大へ）です。
NOCASE_KEY	大文字と小文字の区別。大文字と小文字を区別せずに文字列値をソートします。キーにオルタネート コレーティング シーケンス (ACS) がある場合は使用しないでください。ヌル インジケータ セグメントの場合、ゼロではないヌル値を明確に区別するために重ねて定義されません。
ALT	オルタネート コレーティング シーケンス。ACS を使用して標準の ASCII 照合順序から異なる方法で文字列キーをソートします。各種キーは異なる ACS を使用できます。デフォルト ACS (ファイルで定義された最初の ACS)、ファイル内で定義された番号付き ACS、または、COLLATE.CFG システム ファイルで定義された名前付き ACS を指定できます。
NUMBERED_ACS	
NAMED_ACS	
簡素化を図るために、これらの定数は <code>btrconst.h</code> で定義され、C インターフェイスに合致しています。インターフェイスの中には、ほかの名前を使用したり、定数をまったく使用しないものがあります。ビット マスク、キー属性の 16 進値および 10 進値については、『Btrieve API Guide』を参照してください。	

定義するキーごとに、これらのキー属性を指定します。各キーは独自のキー仕様を持ちます。キーに複数のセグメントがある場合は、セグメントごとに仕様を提供する必要があります。これらの属性のいくつかは、同じキー内の異なるセグメントに対して異なる値を持つことができます。

前の例で、キーはラスト ネームおよび社員 ID です。どちらのキーも拡張型を使用します。つまり、ラスト ネームは文字列、社員 ID は整数です。両方とも変更可能ですが、ラスト ネームだけは重複可能です。また、ラスト ネームは大文字と小文字を区別します。

キーに割り当てるデータ型に関して、トランザクショナル インターフェイスは、入力レコードがそのキーに対し定義されたデータ型に従っているかどうかを確認しません。たとえば、ファイルで `TIMESTAMP` キーを定義したとします。そこに文字列を格納したり、または日付キーを定義し 2 月 30 日の値を格納したりすることができます。お使いのトランザクショナル インターフェイス アプリケーションは問題なく機能しますが、同じデータにアクセスしようとする ODBC アプリケーションではうまくいかない可能性があります。それは、バイト 形式が異なり、タイムスタンプ値を生成するためのアルゴリズムが異なるためです。データ型の説明については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

ファイル属性

次に、ファイルの特別な機能を決定します。

以下の表に示すように、トランザクショナル データベース エンジンではさまざまな種類のファイル属性が指定できます。

表 14 ファイル属性

定数	説明
VAR_RECS	可変長レコード。可変長レコードを含むファイルで使用します。
BLANK_TRUNC	ブランク トランケーション。レコードの可変長部分の末尾の空白を削除することによって、ディスク領域を節減します。可変長のレコードを許し、かつデータ圧縮機能を使用しないファイルにのみ適用できます。詳細については、「 ブランク トランケーション 」を参照してください。
PRE_ALLOC	ページプリアロケーション。ファイルの作成時にファイルで使用される連続ディスク領域を予約します。ファイルがディスク上の連続する領域を占有する場合、ファイル操作を高速化することができます。速度の向上は、非常に大きなファイルで最も顕著です。詳細については、「 ページプリアロケーション 」を参照してください。
DATA_COMP	データ圧縮。レコードを挿入または更新する前に圧縮し、レコードの取得時に解凍します。詳細については、「 レコード圧縮 」を参照してください。
KEY_ONLY	キーオンリーファイル。キーを1つだけ含み、レコード全体がそのキーと共に格納されるため、データ ページは不要です。キーオンリーファイルは、レコードに単一のキーが含まれており、かつそのキーが各レコードの大部分を占有している場合に有効です。詳細については、「 キーオンリー ファイル 」を参照してください。

表 14 ファイル属性

定数	説明
BALANCED_KEYS	インデックス バランス。いっぱいになったインデックス ページから領域が空いているインデックス ページへ値を振り分けます。インデックス バランスは読み取り操作でのパフォーマンスを高めますが、書き込み操作では余計な時間がかかる場合があります。詳細については、「 インデックス バランス 」を参照してください。
FREE_10 FREE_20 FREE_30	<p>空きスペース スレッシュホールド。可変長レコードを削除して空いたディスク領域を再利用するためのスレッシュホールド パーセンテージを設定することで、ファイルを認識する必要がなくなり、数ページにわたる可変長レコードの断片化を減らします。</p> <p>空きスペース スレッシュホールドが大きいと、レコードの可変長部分の断片化が減少しパフォーマンスが向上します。ただし、ディスク領域がさらに必要になります。パフォーマンスを高くしたいときは、空きスペース スレッシュホールドを 30 パーセントに増やします。</p>
DUP_PTRS	重複ポインターを予約します。将来追加するリンク重複キーにポインター スペースをブリアロケートします。リンク重複キーを作成するための重複ポインターがない場合、トランザクショナル データベース エンジン は繰り返し重複キーを作成します。
INCLUDE_SYSTEM_DATA	システム データ。ファイル作成時にシステム データを取り込むことによって、トランザクショナル データベース エンジンがファイルにログオンして処理を行うことを許可します。これは、一意のキーを含まないファイルで有効です。
NO_INCLUDE_SYSTEM_DATA	
SPECIFY_KEY_NUMS	キー番号。トランザクショナル データベース エンジンが番号を自動的に割り当てるのではなく、特定の番号をキーに割り当てることができます。アプリケーションによっては、特定のキー番号を必要とするものがあります。

表 14 ファイル属性

定数	説明
VATS_SUPPORT	可変長部割り当てテーブル (VAT)。VAT (レコードの可変長部分へのポインタの配列) を使用して、ランダム アクセスを加速化したり、データ圧縮時に使用される圧縮バッファのサイズを制限します。詳細については、「 可変長部割り当てテーブル 」を参照してください。
簡素化を図るために、これらの定数は <code>btrconst.h</code> で定義され、C インターフェイスに合致しています。インターフェイスの中には、ほかの名前を使用したり、定数をまったく使用しないものがあります。ビット マスク、ファイル属性の 16 進値および 10 進値については、『 Btrieve API Guide 』を参照してください。	

データ ファイルの例でこれらのファイル属性を使用していないのは、レコードが小さなサイズの固定長レコードであるからです。

ファイル属性の定義については、「[ファイル タイプ](#)」を参照してください。Create オペレーションにおけるファイル属性の詳細については、『[Btrieve API Guide](#)』を参照してください。

ファイル仕様およびキー仕様の構造体の作成

Create オペレーションを使用する場合は、ファイルとキーの仕様情報をデータ バッファに渡します。以下の構造体では、社員データ ファイルの例を使用します。

表 15 ファイル仕様およびキー仕様のサンプル データ バッファ

説明		データ型 ¹	バイト番号	値の例 ²
ファイル仕様				
論理固定レコード長。(結合されたすべてのフィールドのサイズ: 25 + 25 + 1 + 4 + 13 + 4)。手順については、「 論理レコード長の計算 」を参照してください。 ³		Short Int ⁴	0, 1	72
ページ サイズ。	ファイル仕様	Short Int	2, 3	
	6.0-9.0			512
	6.0 以上			1,024
	6.0-9.0			1,536
	6.0 以上			2,048
	6.0-9.0			3,072
				3,584
	6.0 以上			4,096
	9.0 以上			8,192
	9.5 以上			16,384
<p>ほとんどのファイルでは最小サイズの 4096 バイトが最も効率的です。微調整を行う場合の詳細については、「ページ サイズの選択」を参照してください。</p> <p>6.0 から 8.0 のファイル形式ではページ サイズ 512 の x 倍をサポートします。x は乗算の値が 4,096 以下になる数字です。</p> <p>9.0 ファイル形式ではページ サイズ 8,192 もサポートすることを除けば、以前のバージョンと同じページ サイズをサポートします。</p> <p>9.5 ファイル形式では、ページ サイズ 1,024 の 2^0 倍から 2^4 倍をサポートします。</p> <p>9.5 形式のファイルを作成する場合、指定された論理ページ サイズがそのファイル形式で有効ならば、MicroKernel は指定値の次に大きな有効値があるかどうかを調べ、存在する場合はその値に切り上げます。それ以外の値やファイル形式の場合、オペレーションはステータス 24 で失敗します。古いバージョンのファイル形式では切り上げは行われません。</p>				
キー数。(ファイル内のキー数: 2)		Byte	4	2

データベースの設計

表 15 ファイル仕様およびキー仕様のサンプル データ バッファ

説明	データ型 ¹	バイト番号	値の例 ²	
			値	説明
ファイルバージョン	Byte	5	0x60	バージョン 6.0
			0x70	バージョン 7.0
			0x80	バージョン 8.0
			0x90	バージョン 9.0
			0x95	バージョン 9.5
			0x00	データベースエンジンのデフォルトを使用
予約済み (Create オペレーションでは使用しません。)	予約済み	6-9	0	
ファイルフラグ。ファイル属性を指定します。ファイルの例では、ファイルフラグを使用していません。	Short Int	10, 11	0	
追加ポインター数。将来のキーの追加のために予約する重複ポインター数を設定します。ファイル属性で予約重複ポインターを指定する場合に使用します。	Byte	12	0	
予約済み (Create オペレーションでは使用しません。)	予約済み	13	0	
プリアロケート ページ数。事前に割り当てられるページ数を設定します。ファイル属性でページプリアロケーションを指定する場合に使用します。	Short Int	14, 15	0	
キー 0 (ラスト ネーム) のキー仕様				
キー ポジション。レコード内のキーの最初のバイトの位置を指定します。レコード内の最初のバイトは 1 です。	Short Int	16, 17	1	
キー長。バイト単位でキーの長さを指定します。	Short Int	18, 19	25	
キー フラグ。キー属性を指定します。	Short Int	20, 21	EXTTYPE_KEY + NOCASE_KEY + DUP + MOD	
Create には使用しません。	Byte	22-25	0	
拡張キー タイプ。キー フラグで「拡張キー タイプを使用する」を指定する場合に使用します。拡張データ型のうちの 1 つを指定します。	Byte	26	ZSTRING	

表 15 ファイル仕様およびキー仕様のサンプル データ バッファ

説明	データ型 ¹	バイト番号	値の例 ²
ヌル値（レガシー ヌルのみ）。キー フラグで「ヌルキー（すべてのセグメント）」または「ヌルキー（任意のセグメント）」を指定する場合に使用します。キーの除外値を指定します。レガシー ヌルと真のヌルの概念については、「ヌル値」を参照してください。	Byte	27	0
Create には使用しません。	Byte	28, 29	0
手動割り当てキー番号。ファイル属性で「キー番号」を指定する場合に使用します。キー番号を割り当てます。	Byte	30	0
ACS 番号。キー フラグで「デフォルトの ACS を使用する」、「ファイル内の番号付きの ACS を使用する」または「名前付きの ACS を使用する」を指定する場合に使用します。使用する ACS 番号を指定します。	Byte	31	0
キー 1（社員 ID）のキー仕様			
キー ポジション。（社員 ID は、ミドル イニシャルの後の最初のバイトから始まります。）	Short Int	32, 33	52
キー長。	Short Int	34, 35	4
キー フラグ。	Short Int	36, 37	EXTTYPE_KEY + MOD
Create には使用しません。	Byte	38-41	0
拡張キー タイプ。	Byte	42	INTEGER
ヌル値。	Byte	43	0
Create には使用しません。	Byte	44, 45	0
手動割り当てキー番号。	Byte	46	0
ACS 番号。	Byte	47	0
ページ圧縮のキー仕様			
物理ページサイズ ⁵	Char	A	512 (デフォルト値)
<p>¹ 特に指定がない場合、すべてのデータ型は符号なしです。</p> <p>² 簡素化を図るため、数値以外の値の例は C アプリケーションの場合です。</p> <p>³ 可変長レコードを持つファイルの場合、論理レコード長はレコードの固定長部分のみを指します。</p> <p>⁴ Short Integer (Short Int) は「リトルエンディアン」のバイト順、つまり、Intel 系のコンピューターが採用している下位バイトから上位バイトへ記録する方式で格納する必要があります。</p> <p>⁵ ページレベル圧縮でのみ使用します。ページ圧縮ファイル フラグ（表 6 を参照）と組み合わせて使用する必要があります。詳細については、「ページレベル圧縮を用いたファイルの作成」を参照してください。</p>			

ページ レベル圧縮を用いたファイルの作成

Pervasive PSQL 9.5 以上では、Create オペレーションを使用してページレベルの圧縮を用いたデータ ファイルを作成することができます。古いバージョンのデータ ファイルの場合は、論理ページを物理ページに割り当て、この割り当てをページアロケーション テーブル (PAT) に格納します。物理ページのサイズは論理ページのサイズと同一です。

ファイルが圧縮されると、各論理ページが 1 つ以上の物理ページ単位に圧縮され、そのサイズは 1 論理ページよりも小さくなります。物理ページのサイズは、「物理ページ サイズ」属性 (表 15 を参照) で指定されます。

ページ圧縮ファイルフラグ (表 6 を参照) は物理ページ サイズのキー仕様と組み合わせて使用され、ページレベルの圧縮を適用したデータ ファイルを新規作成するよう MicroKernel へ通知します。論理ページ サイズと物理ページ サイズは次のように検証されます。

物理ページ サイズに指定された値は、論理ページ サイズに指定された値よりも大きくすることはできません。物理ページ サイズに指定された値の方が大きい場合、MicroKernel は論理ページ サイズと同じになるようその値を切り捨てます。論理ページ サイズは物理ページ サイズの倍数になっていなければなりません。倍数でない場合、その論理ページ サイズの値は物理ページ サイズの値のちょうど倍数になるよう切り捨てられます。このような操作の結果として、論理ページ サイズと物理ページ サイズの値が同じになった場合、ページレベルの圧縮はこのファイルに適用されません。

Create オペレーションの呼び出し

Create オペレーション (14) では、以下の値が必要です。

- オペレーション コード。Create の場合は 14。
- ファイル仕様とキー仕様を含むデータ バッファ。
- データ バッファの長さ。
- ファイルの絶対パスを含むキー バッファ。
- 同じ名前のファイルが既に存在する場合に、トランザクショナルデータベース エンジンが警告を出すかどうか (-1 = 警告、0 = 警告なし) を決定するための値を含むキー番号。

C における API 呼び出しは次のようになります。

Create オペレーション

```
/* データ バッファ構造体の定義 */
typedef struct
{
    BTI_SINT  recLength;
    BTI_SINT  pageSize;
    BTI_SINT  indexCount;
    BTI_CHAR  reserved[4];
}
```

```

BTI_SINT flags;
BTI_BYTE dupPointers;
BTI_BYTE notUsed;
BTI_SINT allocations;
} FILE_SPECS;

typedef struct
{
    BTI_SINT position;
    BTI_SINT length;
    BTI_SINT flags;
    BTI_CHAR reserved[4];
    BTI_CHAR type;
    BTI_CHAR null;
    BTI_CHAR notUsed[2];
    BTI_BYTE manualKeyNumber;
    BTI_BYTE acsNumber;
} KEY_SPECS;

typedef struct
{
    FILE_SPECS fileSpecs;
    KEY_SPECS keySpecs[2];
} FILE_CREATE_BUF;
/* データ バッファの作成 */
FILE_CREATE_BUF databuf;
memset (databuf, 0, size of (databuf)); /* databuf の
初期化 */
dataBuf.recLength = 72;
dataBuf.pageSize = 4096;
dataBuf.indexCount = 2;
dataBuf.keySpecs[0].position = 1;
dataBuf.keySpecs[0].length = 25;
dataBuf.keySpecs[0].flags = EXTTYPE_KEY + NOCASE_KEY
+ DUP + MOD;
dataBuf.keySpecs[0].type = ZSTRING;
dataBuf.keySpecs[1].position = 52;
dataBuf.keySpecs[1].length = 4;
dataBuf.keySpecs[1].flags = EXTTYPE_KEY;
dataBuf.keySpecs[1].type = INTEGER;
/* ファイルの作成 */
strcpy((BTI_CHAR *)keyBuf,
"c:¥¥sample¥¥sample2.mkd");
dataLen = sizeof(dataBuf);
status = BTRV(B_CREATE, posBlock, &dataBuf,
&dataLen, keyBuf, 0);

```

Create Index オペレーション

あらかじめキーが定義されているファイルを作成すると、挿入、更新、または削除のたびにインデックスにデータが設定されます。これは、ほとんどのデータベース ファイルに必要です。しかし、読み取る前にデータが完全にに取り込まれる類のデータベース ファイルがあります。これらには、テンポラリー ソート ファイルや、製品の一部として提供されるデータ実装済みのファイルが挙げられます。

このようなファイルの場合、レコードが書き込まれた後に **Create Index (31)** でキーを作成する方が処理が速くなる可能性があります。レコードの挿入をより速く実行できるように、インデックスを定義せずにファイルを作成する必要があります。その後、**Create Index** オペレーションによって、より効率的な方法でキーをソートし、インデックスを作成します。

このように作成されたインデックスは効率も良く、高速なアクセスができます。インデックス ページはキー順に読み込まれるので、**Create Index (31)** の実行時、トランザクショナル データベース エンジン は各ページの終わりに空き領域を残す必要がありません。各ページは、100% 近くまでレコードが書き込まれます。それに対して、**Insert (2)** または **Update (3)** オペレーションでインデックス ページにレコードを書き込む場合、インデックス ページは半分に分割され、レコードの半分は新しいページにコピーされます。このプロセスにより、平均的なインデックス ページは約 50 ~ 65% まで満たされます。インデックス バランスを使用すると、65 ~ 75% まで満たされる場合があります。

Create Index (31) オペレーションのもう 1 つの利点として、作成された新しいインデックス ページはすべてファイルの終わりにまとめて書き込まれます。これは、大きなファイルの場合、読み取り処理間で読み取りヘッドの移動距離が短くなるということです。

この手法では、レコードが数千件しかない小さなファイルの場合、処理速度が上がらない可能性があります。このオペレーションの利点を生かすには、ファイルにさらに大きなインデックス フィールドが必要になります。さらに、すべてのインデックス ページをトランザクショナル インターフェイス キャッシュに収容できる場合、この手法では速度は向上しません。しかし、常にインデックス ページのほんの一部しかキャッシュ内にないのであれば、多くの余分なインデックス ページの書き込みが省かれます。100 万件のレコードを含むファイルも、この方法を使用すると、何日もかからず数時間または数分で作成できます。**Create Index (31)** では、ファイル内のインデックス ページ数が多いほど、一度に 1 レコードずつ挿入する場合よりも高速にインデックスを作成できます。

つまり、**Pervasive SQL** ファイルを最初から読み込む場合、すべてのインデックス ページを保持するためのキャッシュ メモリが不足することを避けることが重要です。その場合は、**Create (14)** を使用してインデックスを付けずにファイルを作成し、すべてのデータレコードが挿入されたときに **Create Index (31)** を使用します。

これらのオペレーションの詳細については、『**Btrieve API Guide**』を参照してください。

論理レコード長の計算

Create オペレーション (14) に論理レコード長を適用する必要があります。論理レコード長は、ファイル内の固定長データのバイト数です。この値を算出するには、各レコードの固定長部分に格納しなければならないデータのバイト数を計算します。

たとえば、以下の表には、どのように社員ファイル例のデータ バイトを合計して論理レコード長を算出するかを示しています。

フィールド	長さ (バイト単位)
ラスト ネーム	25
ファースト ネーム	25
ミドル イニシャル	1
社員 ID	4
電話番号	13
賃率	4
論理レコード長	72

論理レコード長を計算する際に、可変長データをカウントしないのは、可変長の情報がファイル内の固定長レコードから離れて (可変ページ上に) 格納されるからです。

最大論理レコード長は、表 16 に定義されているようにファイル形式によって異なります。

表 16 ファイル形式ごとの最大論理レコード長

Pervasive PSQL バージョン	例
9.5	ページサイズ - 10 - 2 (レコード オーバーヘッド)
8.x から 9.x	ページサイズ - 8 - 2 (レコード オーバーヘッド)
6.x から 7.x	ページサイズ - 6 - 2 (レコード オーバーヘッド)
v6.x より前	ページサイズ - 6 - 2 (レコード オーバーヘッド)
<p>メモ: 上記の例に示したレコード オーバーヘッドは、圧縮を使用しない (可変長レコードではなく) 固定長レコード用です。</p>	

ページ サイズの選択

データ ファイル内のすべてのページは同じサイズです。したがって、ファイル内のページのサイズを決定するときは、以下の問題に答える必要があります。

- 無駄にされるバイトを減らすためにレコードの固定長部分を保持するデータ ページの最適なサイズはいくつでしょうか。
- インデックス ページに最長のキー定義を保持できる最小サイズはいくつでしょうか（たとえファイルにキーを定義しない場合でも、トランザクション一貫性保守機能を有効にした場合、トランザクショナルデータベース エンジンにキーを追加します）。

以降では、これらの問題の答えを導き出す方法を説明します。得られた解答で、ファイルに最も合うページ サイズを選択できます。

ディスク領域を最小限にするための最適なページ サイズ

ファイルの最適なページ サイズを決定する前に、まずファイルの物理レコード長を計算する必要があります。物理レコード長は、論理レコード長とファイルのデータ ページ上にレコードを格納するのに必要なオーバーヘッドとの合計です（ページ サイズの一般的な情報については、「[ページ サイズ](#)」を参照してください）。

トランザクショナルデータベース エンジンに常に、すべてのレコードに最低 2 バイトのオーバーヘッド情報をそのレコードの使用量カウントとして格納しています。また、トランザクショナル データベース エンジンに、ファイル内でのレコードとキーの定義方法により、各レコード内に追加バイトを格納します。

次の表は、レコードの圧縮を使用しない場合、ファイルの特性によってレコード オーバーヘッドが何バイト必要になるかを示します。

表 17 レコードの圧縮を使用しない場合のレコード オーバーヘッドのバイト数

ファイルの特性	ファイル形式			
	6.x	7.x	8.x	9.0 および 9.5
使用回数	2	2	2	2
重複キー（キーごとに）	8	8	8	8
可変ポインタ（可変長レコード）	4	4	6	6
レコード長（VAT ¹ を使用する場合）	4	4	4	4
ブランク トランケーションの使用（VAT 使用 /VAT 不使用）	2/4	2/4	2/4	2/4

表 17 レコードの圧縮を使用しない場合のレコード オーバーヘッドのバイト数

ファイルの特性	ファイル形式			
	6.x	7.x	8.x	9.0 および 9.5
システム データ	N/A ²	8	8	8

¹ VAT : 可変長部割り当てテーブル
² N/A : 適用外

次の表は、レコードの圧縮を使用する場合、ファイルの特性によってレコード オーバーヘッドが何バイト必要になるかを示します。

表 18 レコードの圧縮を使用した場合のレコード オーバーヘッドのバイト数

ファイルの特性	ファイル形式			
	6.x	7.x	8.x	9.0 および 9.5
使用回数	2	2	2	2
重複キー (キーごとに)	8	8	8	8
可変ポインター	4	4	6	6
レコード長 (VAT ¹ を使用する場合)	4	4	4	4
レコード圧縮フラグ	1	1	1	1
システム データ	N/A ²	8	8	8

¹ VAT : 可変長部割り当てテーブル
² N/A : 適用外

次の表は、ページのタイプによってページ オーバーヘッドが何バイト必要になるかを示します。

表 19 ページ オーバーヘッド (バイト数)

ページのタイプ	ファイル形式				
	6.x	7.x	8.x	9.0	9.5
データ	6	6	8	8	10
インデックス	12	12	14	14	16
変数	12	12	16	16	18

データベースの設計

次の表は、ファイルのレコードおよびキーの定義方法に基づいて、物理レコード長を算出するため、論理レコード長に追加しなければならないオーバーヘッドのバイト数を示しています。レコードのオーバーヘッドの一覧は、表 17 および表 18 にもあります。

表 20 物理レコード長のワークシート

説明	例
1 論理レコード長を算定します。手順については、「 論理レコード長の計算 」を参照してください。 このワークシートのファイルの例では、72 バイトの論理レコードを使用します。可変長レコードを持つファイルの場合、論理レコード長はレコードの固定長部分のみを指します。	72
2 レコード使用カウントに 2 を加算します。 圧縮レコードのエントリでは、使用カウント、可変ポインター、レコード圧縮フラグを加算する必要があります。 6.x および 7.x : 7 バイト (2+4+1) v8.x 以降 : 9 バイト (2+6+1)	$72 + 2 = 74$
3 リンク重複キーごとに、8 を加算します。 重複キーのためのバイト数を算出する場合、トランザクショナル データベース エンジン は作成時に繰り返し重複として定義されているキーに対して重複ポインター スペースを割り当てません。デフォルトでは、ファイル作成時に作成された重複を許すキーがリンク重複キーです。圧縮レコードのエントリでは、重複キーのポインター用に 9 を加算します。ファイル例には、1 つのリンク重複キーがあります。	$74 + 8 = 82$
4 予約重複ポインターごとに、8 を加算します。ファイル例には予約重複ポインターはありません。	$82 + 0 = 82$
5 ファイルが可変長レコードを許可している場合、8.x より前のファイルでは 4 を加算し、8.x 以降のファイルでは 6 を加算します。 ファイル例では可変長レコードを許可していません。	$82 + 0 = 82$
6 ファイルが VAT を使用している場合、4 を加算します。 ファイルの例では、VAT を使用していません。	$82 + 0 = 82$
7 ファイルがブランク トランケーションを使用する場合は、以下のいずれかを加算します。 ◆ ファイルが VAT を使用しない場合、2 を加算します。 ◆ ファイルが VAT を使用する場合、4 を加算します。 ファイルの例では、VAT を使用していません。	$82 + 0 = 82$
8 ファイルでシステム キーの作成にシステム データを使用する場合は 8 を加算します。 ファイルの例では、System Data を使用していません。	$82 + 0 = 82$
物理レコード長	82

物理レコード長を使用して、データ ページに対するファイルの最適ページ サイズを決定できます。

トランザクショナル データベース エンジンではデータ レコードの固定長部分をデータ ページに格納しますが、固定長部分をページをまたいで分割することはしません。また、トランザクショナル データベース エンジンでは各データ ページにオーバーヘッド情報を格納します (表 17 および 18 を参照してください)。ページ サイズを決定するときは、この追加のオーバーヘッドを計算する必要があります。

選択したページ サイズからオーバーヘッド情報のバイト数を差し引いたものが物理レコード長の正確な倍数にならない場合、ファイルには未使用領域が含まれています。次の式を使用して、効率のよいページ サイズを見つけることができます。

$$\text{未使用バイト} = (\text{ページ サイズ} - \text{表 17 および表 18 ごとのデータ ページ オーバーヘッド}) \bmod (\text{物理レコード長})$$

ファイルによるディスク領域の使用量を最適化するには、未使用領域を最小にしてレコードをバッファーに格納できるページ サイズを選択します。サポートされるページ サイズはファイル形式により異なります。表 21 を参照してください。内部レコード長 (ユーザー データ + レコード オーバーヘッド) が小さく、ページ サイズが大きいと、無駄な領域がかなりの量になる可能性があります。

最適なページ サイズの例

物理レコード長が 194 バイトの例を考えてみましょう。以下の表に、ページ サイズごとに、ページに格納できるレコード数とページに残る未使用領域のバイト数を示します。

表 21 物理レコード長の例 : 194 バイト

適用可能なファイル形式	ページ サイズ	1 ページあたりのレコード数	未使用バイト	
v8.x より前	512	2	118	$(512 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			116	$(512 - 8) \bmod 194$
v8.x より前	1,024	5	48	$(1,024 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			46	$(1,024 - 8) \bmod 194$
9.5			44	$(1,024 - 10) \bmod 194$
v8.x より前	1,536	7	172	$(1,536 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			172	$(1,536 - 6) \bmod 194$

表 21 物理レコード長の例：194 バイト

適用可能なファイル形式	ページサイズ	1 ページあたりのレコード数	未使用バイト	
v8.x より前	2,048	10	102	$(2,048 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			100	$(2,048 - 8) \bmod 194$
9.5			98	$(2,048 - 10) \bmod 194$
v8.x より前	2,560	13	32	$(2,560 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			32	$(2,560 - 6) \bmod 194$
v8.x より前	3,072	15	156	$(3,072 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			156	$(3,072 - 6) \bmod 194$
v8.x より前	3,584	18	86	$(3584 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			86	$(3584 - 6) \bmod 194$
v8.x より前	4,096	21	16	$(4096 - 6) \bmod 194$
8.x から 9.0			14	$(4096 - 8) \bmod 194$
9.5			12	$(4096 - 10) \bmod 194$
9.0	8,192	42	36	$(8192 - 8) \bmod 194$
9.5			34	$(8192 - 10) \bmod 194$
9.5	16,384	84	78	$(16,384 - 10) \bmod 194$

計画として、ページおよびレコード オーバーヘッドの量は、今後のアップグレードによるファイル形式で増える可能性があることに注意してください。現在のファイル形式でページにきっちり収まるレコード サイズを考えた場合、そのサイズが将来のバージョンのファイル形式に合うためには、もっと大きなページサイズが必要になるかもしれません。

また、レコードおよびオーバーヘッドが指定されたページ サイズ内に収まらない場合、データベース エンジンが自動的にページ サイズを更新します。たとえば、9.x のファイルに対しページ サイズ 4,096 を指定し、レコードおよびオーバーヘッドの要件が 4,632 バイトだと仮定します。この場合、データベース エンジンはページ サイズ 8,192 を使用します。

表に示すように、ページ サイズ 512 を選択すると 1 ページに 2 つのレコードしか格納できず、ファイル形式によって各ページの 114 ~ 118 バイトが未使用になります。しかし、ページ サイズ 4,096 を選択すると、1 ページあたり 21 個のレコードを格納でき、各ページの 16 バイトだけが未使用になります。同じ 21 レコードでも、ページ サイズ 512 では 2 KB 以上の無駄な領域ができてしまいます。

物理レコード長が非常に小さい場合は、ほとんどのページサイズで無駄になる領域は非常にわずかです。ただし、v8.x より前のファイルではページごとに最大 256 レコードという制限があります。この場合、物理レコード長が小さいのに大きなページサイズ（たとえば、4,096 バイト）を選択すると、無駄な領域が大きくなります。例として、表 22 に 8.x より前のファイルバージョンに対して 14 バイトのレコード長を設定した場合の動作を示します。

表 22 8.x より前のファイルバージョンの例：レコード長 14 バイト

ページサイズ	1 ページあたりのレコード数	未使用バイト	
512	36	2	$(512 - 6) \bmod 14$
1,024	72	10	$(1,024 - 6) \bmod 14$
1,536	109	4	$(1,536 - 6) \bmod 14$
2,048	145	12	$(2,048 - 6) \bmod 14$
2,560	182	6	$(2,560 - 6) \bmod 14$
3,072	219	0	$(3,072 - 6) \bmod 14$
3,584	255	8	$(3,584 - 6) \bmod 14$
4,096	256	506	$(4,096 - 6) \bmod 14$

最大ページ サイズ

選択するページサイズは、8つのキー値にオーバーヘッドを加えた値を保持できるほどの大きさが必要です。ファイルに対して許容できる最小ページサイズを見つけるには、表 23 で指定された値を追加します。

表では例として 9.5 ファイル形式を使用します。

表 23 最小ページ サイズ ワークシート

説明	例
1 バイト単位でファイル内の最大キーのサイズを決定します (社員ファイル例では、最大キーは 25 バイトです)。 一意のキーを定義していないファイルでは、システムで定義された、システムデータとも呼ぶログ キーが最大キーである場合があります。そのサイズは 8 バイトです。	25
2 以下のうちの 1 つを追加します。 ◆ 重複を許さないキーまたは繰り返し重複を使用するキーの場合は、8 バイトを加算します。 ◆ リンク重複を使用するキーには 12 バイトを加算します (この例ではリンク重複を使用します)。	$25 + 12 = 37$
3 結果に 8 を掛けます (トランザクショナルデータベース エンジンでは、1 ページに 8 個以上のキーのスペースが必要です)。	$37 * 8 = 296$
4 ファイル形式のインデックス ページ オーバーヘッドを追加します。 表 19 でインデックス ページの項目を参照してください。	$296 + 16 = 312$
最小ページ サイズ	312 バイト

計算結果以上の有効なページサイズを選択します。ここで、選択するページサイズがファイル作成後に作成されたキーのサイズを収容できるサイズでなければならないことに注意してください。キー セグメントの総数は、最小ページサイズを指示する場合があります。たとえば、ページサイズ 512 を使用するファイルには 8 個のキー セグメントしか定義できません。

表 24 最小ページ サイズ ワークシート

ページ サイズ	ファイル バージョンによるキー セグメント 数			
	6.x および 7.x	8.x	9.0	9.5
512	8	8	8	N/A
1,024	23	23	23	97
1,536	24	24	24	N/A
2,048	54	54	54	97
2,560	54	54	54	N/A
3,072	54	54	54	N/A
3,584	54	54	54	N/A
4,096	119	119	119	204
8,192	N/A	N/A	119	420
16,384	N/A	N/A	N/A	420

N/A は「適用外」を意味します。

ファイルサイズの予測

ページ数を予測できることから、ファイルを格納するのに必要なバイト数を見積もることが可能です。ただし、トランザクショナル インターフェイスは動的にページを操作するため、式を用いる場合、これらの式はファイルサイズを概算するだけであることを考慮してください。



メモ 以下の説明とファイル サイズを決定するための式は、データ圧縮を使用するファイルには適用されません。このようなファイルのレコード長は、各レコードに含まれる繰り返文字の数によって異なるからです。

これらの式は、必要な最大記憶域に基づいていますが、一度に1つのタスクでしか、ファイルに対してレコードの更新や挿入を行わないことを前提としています。同時並行トランザクション中に、複数のタスクでファイルに対してレコードを更新したり挿入したりする場合には、ファイルサイズが増加します。

またこれらの式は、ファイルからまだレコードが削除されていないことを前提としています。ファイル内のレコードをいくつ削除しても、ファイルのサイズは変わりません。トランザクショナル インターフェイスは、削除されたレコードが占有していたページの割り当てを解除しません。むしろ、トランザクショナル インターフェイスは新しいレコードがファイルに挿入されるたびにそれらのページを再利用し、その後で新しいページを割り当てます。

計算の最終結果に小数値が含まれている場合は、小数値を次に大きい整数に切り上げます。

式および派生手順

次の式は、ファイルの格納に必要な最大バイト数を算出するために使用します。[手順 x を参照] は、この式の個々の要素を説明する手順への参照を示します。

$$\begin{aligned}
 & \text{ファイルサイズ (バイト単位)} = \\
 & (\text{ページ サイズ} * \\
 & \quad (\text{データ ページ数 [手順 1 を参照]} + \\
 & \quad \quad \text{インデックス ページ数 [手順 2 を参照]} + \\
 & \quad \quad \text{可変ページ数 [手順 3 を参照]} + \\
 & \quad \quad \text{その他のページ数 [手順 4 を参照]} + \\
 & \quad \quad \text{シャドウ プール ページ数 [手順 5 を参照]})) \\
 & + (\text{特殊なページ サイズ [手順 6 を参照]} * \\
 & \quad (\text{PAT ページ数 [手順 7 を参照]} + \\
 & \quad \quad \text{FCR ページ数} + \text{予約済みページ数 [手順 8 を参照]}))
 \end{aligned}$$

ファイルサイズの算出には 2 種類のページカテゴリを含めることが必要です。標準ページカテゴリには、データファイルが最初に作成されたときのページが含まれます（『Btrieve API Guide』の「[Create \(14\)](#)」も参照してください）。さらに、式には表 25 で示された特殊（非標準）ページも含める必要があります。特殊ページはファイルのページサイズの倍数になるとは限りません。

- 1 以下の式を使用して、データ ページの数を算出します。

$$\text{データ ページ数} = \frac{\#r}{(PS - DPO) / PRL}$$

この場合、

- #r : レコード数
- PS : ページサイズ
- DPO : データ ページ オーバーヘッド（表 17 および表 18 を参照）
- PRL : 物理レコード長（表 20 を参照）

- 2 以下の式のうちの 1 つを使用して、定義されたキーごとにインデックス ページ数を計算します。

重複を許さないインデックス、または繰り返し重複キーを許すキーごとに、

$$\text{インデックス ページ数} = \frac{(\#r / ((PS - IPO) / (KL + 8))) * 2}$$

この場合、

- #r : レコード数
- PS : ページサイズ
- IPO : インデックス ページ オーバーヘッド
- KL : キー長

リンク重複キーを許すインデックスごとに、

$$\text{インデックス ページ数} = \frac{(\#UKV / ((PS - IPO) / (KL + 12))) * 2}$$

この場合、

- #UKV : 一意のキー値の数
- PS : ページサイズ
- IPO : インデックス ページ オーバーヘッド
- KL : キー長

B ツリー インデックス構造は、インデックス ページの使用率 50% 以上を保証します。したがって、インデックス ページの計算では、必要なインデックス ページの最小数に 2 をかけた値が最大サイズになります。

- 3 ファイルに可変長レコードが含まれている場合は、以下の式を使用して、可変ページの数を算出します。

$$\text{可変ページ数} = (\text{AVL} * \text{\#r}) / (1 - (\text{FST} + (\text{VPO}/\text{PS})))$$

この場合、

- AVL：標準的なレコードの可変部分の平均の長さ
- #r：レコード数
- FST：ファイルが作成されときに指定された空きスペース スレッシュホールド (『Btrieve API Guide』の「[Create \(14\)](#)」も参照)
- VPO：可変ページオーバーヘッド (表 19 を参照)
- PS：ページ サイズ



メモ 可変長部分が同じページに収まるレコードの平均数を予測することは困難であるため、非常に大雑把な可変ページ数の予測しか得られません。

- 4 その他の標準ページ数を算出します。
- 使用するオルタネート コレレーティング シーケンスごとに 1 ページ
 - ファイルに RI の制約がある場合は参照整合性 (RI) ページに 1 ページ

手順 1、2、3、および 4 の合計は、ファイルに格納される論理ページの概算総数を表します。

- 5 シャドウ ページ プールの概算ページ数を算出します。データベースエンジンは、シャドウ ページングにプールを使用します。以下の式を使用して、プール内のページ数を見積もります。

$$\text{シャドウ ページ プールのサイズ} = (\text{キー数} + 1) * (\text{挿入、更新および削除の数の平均数}) * (\text{並行トランザクション数})$$

この式は、タスクがトランザクションの外部で **Insert**、**Update** および **Delete** オペレーションを実行する場合に適用されます。タスクがトランザクション内でこれらのオペレーションを実行している場合は、トランザクション内で予想される **Insert**、**Update**、および **Delete** オペレーションの平均数に、式で算定されたトランザクション外部の値をかけます。タスクが同時並行トランザクションを実行している場合は、未使用ページのプールの予測サイズをさらに大きくする必要があります。

- 6 表 25 でファイルのバージョンおよびデータ ページ サイズを参照し、特殊ページ サイズを調べます。ファイル形式バージョンによって、FCR、予約済み、および PAT ページのページ サイズは、通常のデータ、インデックス、および可変ページ用のページ サイズとは異なっています。

表 25 ファイル形式ごとの特殊ページのページ サイズ

標準 ページ サイズ	ファイル形式 v6.x および 7.x		ファイル形式 8.x		ファイル形式 9.0 から 9.4		ファイル形式 9.5	
	特殊ページ サイズ	PAT ページ エントリ	特殊ページ サイズ	PAT ページ エントリ	特殊ページ サイズ	PAT ページ エントリ	特殊ページ サイズ	PAT ページ エントリ
512	512	N/A	2,048	320	2,048	320	N/A	N/A
1,024	1,024	N/A	2,048	320	2,048	320	4,096	480
1,536	1,536	N/A	3,072	480	3,072	480	N/A	N/A
2,048	2,048	N/A	4,096	640	4,096	640	4,096	480
2,560	2,560	N/A	5,120	800	5,120	800	N/A	N/A
3,072	3,072	N/A	6,144	960	6,144	960	N/A	N/A
3,584	3,584	N/A	7,168	1,120	7,168	1,120	N/A	N/A
4,096	4,096	N/A	8,192	1,280	8,192	1,280	8,192	1,280
8,192	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	16,384	16,000
16,384	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	N/A	16,384	16,000

N/A は「適用外」を意味します。

7 ページアロケーション テーブル (PAT) ページ数を算出します (「[ページブリアロケーション](#)」も参照)。

各ファイルには少なくとも 2 ページの PAT ページがあります。ファイル内の PAT ページ数を算出するには、以下の式のうちの 1 つを使用します。

8.x より前のファイル形式の場合：

$$\text{PAT ページ数} = \frac{((\text{手順 1} \sim \text{3 のページの合計}) * 4) / (\text{ページ サイズ} - \text{オーバーヘッドの 8 バイト}) * 2}$$

8.x 以降のファイル形式の場合：

$$\text{PAT ページ数} = 2 * (\text{手順 1} \sim \text{3 のページの合計} / \text{PAT エントリ数})$$

PAT エントリ数については、表 25 でファイルバージョンとデータ ページ サイズを見てください。

- 8 ファイルコントロールレコード (FCR) ページ用に 2 ページを含め
ます (「[ファイルコントロールレコード \(FCR\)](#)」も参照)。8.x 以降の
ファイル形式を使用している場合は、予約済みページ用の 2 ページも
含めます。

データベースの最適化

トランザクショナル データベース エンジンには、ディスク領域の節約とシステム パフォーマンスの向上を実現するいくつかの機能があります。これらの機能は以下のとおりです。

- 「重複キー」
- 「ページプリアロケーション」
- 「ブランク トランケーション」
- 「レコード 圧縮」
- 「インデックス バランス」
- 「可変長部割り当てテーブル」
- 「キーオンリー ファイル」

重複キー

キーを重複可能と定義すれば、トランザクショナル データベース エンジン は複数のレコードにそのキーの同じ値を持たせることができます。それ以外は、各レコードにそのキーの一意の値がなければなりません。セグメント化されたキーの 1 つのセグメントが重複可能であれば、すべてのセグメントが重複可能でなければなりません。

リンク重複キー

デフォルトでは、トランザクショナル データベース エンジン は v7.0 以降のファイルに重複キーを **リンク重複キー**として格納します。重複キー値を持つ最初のレコードがファイルに挿入されると、トランザクショナル データベース エンジン はインデックス ページにキー値を格納します。トランザクショナル データベース エンジン はまた、このキー値で最初のレコードと最後のレコードを識別するために 2 つのポインターを初期化します。さらに、トランザクショナル データベース エンジン はレコードの終わりにあるポインターのペアをデータ ページに格納します。これらのポインターは、同じキー値で前のレコードと次のレコードを識別します。ファイルを作成する場合、将来リンク重複キーを作成する際に使用するポインターを予約することができます。

データ ファイルを作成した後に重複キーの追加を予測し、リンク重複方法を使用するためのキーが必要であれば、ファイル内にポインターのための領域をプリアロケートすることができます。

繰り返し重複キー

リンク重複キーを作成するための領域がない場合、つまり、重複ポインタがない場合、トランザクショナル データベース エンジンでは**繰り返し重複キー**を作成します。トランザクショナル データベース エンジンでは、データ ページ上とインデックス ページ上に繰り返し重複キーのすべてのキー値を格納します。つまり、キーの値はデータ ページ上のレコード内に存在し、インデックス ページ上のキー エントリで反復されます。



メモ 6.0 より前の Btrieve のユーザーの場合、リンク重複キーは**永続インデックス**に対応し、繰り返し重複キーは**補足インデックス**に対応します。

Create (14) オペレーションまたは Create Index (31) オペレーションのキーの仕様ブロックにキー フラグのビット 7 (0x80) を設定することによって、キーを繰り返し重複キーとして定義できます。6.10 より前には、キーを繰り返し重複キーと定義できず、キー フラグのビット 7 はユーザーが定義できませんでした。6.0 以降では、リンク重複キーを作成するための領域がない場合、したがって、トランザクショナル データベース エンジンが繰り返し重複キーとしてキーを作成しなければならない場合、Stat オペレーション (15) がビット 7 を設定します。

5.x 形式を使用するファイルは、5.x では**補足キー属性**と呼ばれているこの同じキー フラグを使用して、キーが 5.x Create Supplemental Index オペレーション (31) で作成されたことを示します。



メモ 6.0 より前のファイルでは、補足インデックスだけが削除できます。永続インデックスは、その名前の示すとおり削除できません。6.0 以降のファイルでは、すべてのインデックスを削除できます。

リンクと繰り返し

各方法にはパフォーマンスの利点があります。

- リンク重複キーの方が検索がより速いのは、トランザクショナル データベース エンジンで読み取るページが少ないからです。
- 繰り返し重複キーを使用する方が、複数のユーザーが並行して同じページにアクセスする場合のインデックス ページの競合は少なくなります。

リンク重複キーと繰り返し重複キーの間には、パフォーマンスのトレードオフがあります。一般に、キーの平均重複数が 2 つ以上であれば、リンク重複キーがディスク上で占有する領域は少なくなり、また、インデックス

ページが少ないために一般には検索が高速になります。ただし、重複キーを持つレコードがほとんどファイルに格納されておらず、キー長が非常に短い場合は、その逆になります。それは、リンク重複ツリー内のエントリがポインターに8バイトを必要するのに対して、繰り返し重複キーエントリは4バイトを必要とするからです。

重複を持つキーがわずかしかない場合は、繰り返し重複キーを使用して各データレコードに8バイトを追加保存するのが有利です。キー重複の平均数が2未満である場合は、いずれを選択してもパフォーマンス上の利点はそれほどありません。

いくつかの並行トランザクションが同時に同じファイル上でアクティブになると予想する場合、繰り返し重複キーの方が、これらのトランザクションが同じページにアクセスしない確率は高くなります。並行トランザクションでの書き込みに関連するすべてのページには、それらのページに対する暗黙ロックがあります。ある並行トランザクションで変更を行うためにページが必要であり、そのページが別の並行トランザクションに關与している場合、トランザクショナルデータベースエンジンは別のトランザクションが終了するまで待ちます。このような暗黙の待ち時間が頻繁に発生する場合、アプリケーションのパフォーマンスは低下します。

いずれのキー格納方法も、年代順をトラッキングするための簡便法としては推奨しません。リンク重複キーの場合、トランザクショナルデータベースエンジンはキーを作成した後に挿入されるレコードの年代順を維持しますが、キーのインデックスを作成し直した場合、年代順は失われます。繰り返し重複キーについては、キーを作成してから新しいレコードを挿入するまでの間にレコードの削除がなかった場合のみ、トランザクショナルデータベースエンジンはレコードの年代順を維持します。年代順をトラッキングするには、キー上で AUTOINCREMENT データ型を使用します。

ページ プリアロケーション

プリアロケーションは、トランザクショナルデータベースエンジンがディスク領域を必要とするときに、その領域が利用可能であることを保証します。トランザクショナルデータベースエンジンでは、データファイルを作成するときにファイルに最大 65,535 ページをプリアロケートできます。表 26 は、65,535 全ページ分のディスク領域を割り当てるものと仮定して、トランザクショナルデータベースエンジンが各ページサイズのファイルに対して割り当てる最大バイト数を示したものです。

表 26 ページ サイズごとのディスク領域割り当て

ページ サイズ	割り当てられたディスク領域 ¹
512	33,553,920
1,024	67,107,840
1,536	100,661,760
2,048	134,215,680
2,560	167,769,600
3,072	201,323,520
3,584	243,877,440
4,096	268,431,360
8,192	536,862,720
16,384	1,073,725,440
¹ 値は、ページ サイズに 65,535 をかけたものです。	

指定したページ数をプリアロケートするだけの十分な領域がディスクにない場合、トランザクショナル データベース エンジンはステータス コード 18（ディスクがいっぱい）を返し、ファイルを作成しません。

データ ファイルがディスク上の**連続する**領域を占有する場合、ファイル操作を高速化することができます。速度の向上は、非常に大きなファイルで最も顕著です。ファイルに連続するディスク領域をプリアロケートする場合、ファイルを作成するためのデバイスには必要なバイト数の連続する使用可能空き領域が必要です。トランザクショナル データベース エンジンは、ディスク上の領域が連続であるかどうかにかかわらず、指定するページ数をプリアロケートします。

ファイルに必要なデータ ページ数とインデックス ページ数を決定するには、この章の前半で説明した式を使用します。この部分の計算から出た剰余を次に大きい整数に切上げます。

ファイルのページをプリアロケートすると、そのファイルは実際にディスクのその領域を占有します。ほかのデータ ファイルは、そのファイルを削除または交換するまで、プリアロケートされたディスク領域を使用できません。

レコードを挿入すると、トランザクショナル データベース エンジンはデータとインデックスのプリアロケートされた領域を使用します。ファイルにプリアロケートされたすべての領域が使用されている場合、トランザクショナル データベース エンジンは新しいレコードが挿入されるたびにファイルを拡張します。

API の Stat オペレーション (15) を発行すると、トランザクショナル データベース エンジン はファイルの作成時に割り当てたページ数とトランザクショナル データベース エンジンが現在使用しているページ数の差を返します。この差が常に、プリアロケーションに指定したページ数より小さくなるのは、たとえレコードを何も挿入していなくても、ファイルの作成時に一定のページ数が使用されるとトランザクショナル データベース エンジンが見なすからです。

ファイル ページは一度使用されたら、たとえそのページに格納されているすべてのレコードを削除しても、ページは使用中のままになります。Stat オペレーションが返す未使用ページ数は増えません。レコードを削除すると、トランザクショナル データベース エンジン はファイル内の空き領域のリストを保守し、新しいレコードを挿入したときに使用可能な領域を再利用します。

たとえ Stat オペレーションが返す未使用ページ数が 0 であっても、ファイルにはまだ使用可能な空き領域があります。以下のいずれかが真であれば、未使用ページ数が 0 である可能性があります。

- ファイルにはページをプリアロケートしなかった。
- プリアロケートしたすべてのページは、ある時点で使用中であった。

ブランク トランケーション

空白を切り捨てることにした場合、トランザクショナル データベース エンジン はファイルにレコードを書き込むときにレコードの可変長部分の末尾の空白を格納しません。ブランク トランケーションは、レコードの固定長部分に影響しません。トランザクショナル データベース エンジン は、データに埋め込まれている空白を削除しません。

切り捨てられた末尾の空白を含むレコードを読み取ると、トランザクショナル データベース エンジン はレコードを元の長さまで拡張します。トランザクショナル データベース エンジン がデータ バッファー長パラメーターで返す値には、拡張された空白が含まれています。ブランク トランケーションは、レコードの物理サイズに 2 バイトまたは 4 バイトのオーバーヘッドを追加し、固定長部分と一緒に格納します。ファイルが VAT を使用しない場合は 2、使用する場合は 4 です。

レコード圧縮

ファイルを作成する場合、トランザクショナル データベース エンジン がファイルにデータ レコードを格納するときにデータ レコードを圧縮するかどうかを指定できます。レコード圧縮により、多数の繰り返し文字を含むレコードの格納に必要なスペースを大幅に削減できます。トランザクショナル データベース エンジン は、5 つ以上の同じ連続文字を 5 バイトに圧縮します。

以下の環境におけるレコード圧縮の使用方法について考えてみましょう。

- 圧縮するレコードは、圧縮を使用することの利点が最大になるように構造化されます。
- ディスク利用度を高める必要性は、処理量の増大や圧縮されたファイルに必要なディスク アクセス時間より重要です。
- トランザクショナル データベース エンジンを実行しているコンピューターは、トランザクショナル データベース エンジンが圧縮バッファに使用する追加メモリを提供できます。



メモ データベース エンジンは、システム データを使用しており、レコード長が許容最大サイズを超えるファイルについては自動的にレコード圧縮を使用します。表 12 を参照してください。

圧縮されたファイルに対してレコード I/O を実行する場合、トランザクショナル データベース エンジンは圧縮バッファを利用して、レコードの圧縮および拡張処理用のメモリ ブロックを提供します。レコードの圧縮や拡張を行うのに十分なメモリを確保するため、トランザクショナル データベース エンジンは、タスクが圧縮されたファイルに挿入する最長レコードの 2 倍の長さを格納できるだけのバッファ領域を必要とします。この要求は、トランザクショナル データベース エンジンがロードされた後にコンピューター内に残っている空きメモリ量に影響を与える可能性があります。たとえば、タスクが書き込むか取得する最長レコードが 64 KB の長さであれば、トランザクショナル データベース エンジンはそのレコードの圧縮および拡張に 128 KB のメモリを必要とします。



メモ ファイルが VAT を使用している場合、トランザクショナル データベース エンジンが必要とするバッファ領域はファイルのページサイズの 16 倍です。たとえば、4 KB のレコードでは、レコードの圧縮と拡張に 64 KB のメモリが必要になります。

圧縮されたレコードの最終の長さはそのレコードがファイルに書き込まれるまで決定できないので、トランザクショナル データベース エンジンは常に圧縮されたファイルを可変長レコード ファイルとして作成します。データ ページでは、トランザクショナル データベース エンジンは重複キー ポインターごとに、ファイルが VAT を使用しない場合は 7 バイト、使用する場合は 11 バイトを追加し、さらに、重複キー ポインターごとに 8 バイトを格納します。トランザクショナル データベース エンジンは次に、レコードを可変ページに格納します。レコードの圧縮されたイメージは可変長レコードとして格納されるので、タスクが頻繁な挿入、更新および削除を行う場合は、個々のレコードがいくつかのファイル ページにわたって断片化される場合があります。トランザクショナル データベース エンジンは 1 つのレコードを取得するために複数のファイル ページを読み取らなければ

ばならない場合があるので、この断片化によってアクセス時間が遅くなるおそれがあります。

レコード圧縮オプションは、各レコードが多数の繰り返し文字を取り込む可能性がある場合に最も有効です。たとえば、レコードにいくつかのフィールドが含まれており、レコードをファイルに挿入するときにそれらのフィールドはすべてタスクによって空白に初期化される可能性があります。圧縮は、これらのフィールドがほかの値を含むフィールドによって分離される場合でなく、レコード内で1つにグループ化される場合に有効です。

レコード圧縮を使用するには、圧縮フラグを設定してファイルを作成しておく必要があります。キーオンリーファイルでは圧縮を行えません。

インデックス バランス

トランザクショナル データベース エンジンでは、**インデックス バランス**を使用することによってディスクをさらに節約できます。トランザクショナル データベース エンジンは、デフォルトではインデックス バランスを使用しないので、現在のインデックス ページがいっぱいになるたびに、トランザクショナル データベース エンジンは新しいインデックス ページを作成する必要があります。インデックス バランスが有効であれば、トランザクショナル データベース エンジンは現在のインデックス ページがいっぱいになるたびに、新しいインデックス ページを頻繁に作成しないようにすることができます。インデックス バランスを使用すると、トランザクショナル データベース エンジンは隣接するインデックス ページで使用可能な領域を探します。これらのページのうちの1つに領域がある場合、トランザクショナル データベース エンジンはいっぱいのインデックス ページから空き領域を持つページへキーを移動します。

インデックス バランス処理を実行すると、インデックス ページ数が少なくなるだけでなく、より密度の高いインデックスが作成され、ディスクの総利用率も上がり、大半の読み取り操作に対する応答が速くなります。ソート順でファイルにキーを追加する場合、インデックス バランスを使用していると、インデックス ページの利用率が50%から100%近くまで増加します。ランダムにキーを追加する場合、最小のインデックス ページの利用率が50%から66%に増加します。

Insert オペレーションと **Update** オペレーションでは、バランス ロジックはファイル内のより多くのページを調べるようにトランザクショナル データベース エンジンに要求し、より多くのディスク I/O を要求する可能性があります。余分なディスク I/O はファイル更新速度を下げます。インデックス バランスの正確な影響は状況によって異なりますが、インデックス バランスを使用した場合、書き込み操作のパフォーマンスは概して約5～10%低下します。

トランザクショナル データベース エンジンは2つのレベル、つまり、エンジン レベルとファイル レベルのインデックス バランスを提供するので、トランザクショナル データベース エンジン環境を微調整することができ

まず、セットアップ中にインデックス バランス設定オプションを指定すると、トランザクショナル データベース エンジンはすべてのファイルにインデックス バランスを適用します。インデックス バランス設定オプションの指定方法については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

特定のファイルだけにインデックス バランスを行うように指定することもできます。そうするには、ファイル作成時にファイルフラグのビット 5 (0x20) を設定します。トランザクショナル データベース エンジンを起動したときにインデックス バランス設定オプションがオフであれば、トランザクショナル データベース エンジンはビット 5 のファイル フラグを設定したファイル上のインデックスだけにインデックス バランスを適用しません。

トランザクショナル データベース エンジンを起動したときにインデックス バランス設定オプションがオンであった場合、トランザクショナル データベース エンジンはすべてのファイルのファイル フラグ内のビット 5 を無視します。この場合、トランザクショナル データベース エンジンはすべてのファイルにインデックス バランスを適用します。

ファイルは、インデックス バランスが有効であるかどうかに関係なく互換性があります。また、インデックス バランスが使用されたインデックス ページを含むファイルにアクセスするために、インデックス バランスを指定する必要はありません。トランザクショナル データベース エンジンのインデックス バランス オプションをオンにした場合、既存のファイル内のインデックス ページはいっぱいになるまで影響を受けません。トランザクショナル データベース エンジンは、このオプションを有効にした結果として既存のファイルに対し再度インデックス バランスを行いません。同様に、インデックス バランス オプションをオフにしても、既存のインデックス は影響を受けません。このオプションのオン、オフにより、トランザクショナル データベース エンジンがいっぱいになったインデックス ページを処理する方法が決まります。

可変長部割り当てテーブル

可変長部割り当てテーブルを使用すると、トランザクショナル データベース エンジンは非常に大きなレコード内に大きなオフセットで存在するデータに対してさらに高速にアクセスでき、データ圧縮を使用するファイル内のレコードを処理するときにトランザクショナル データベース エンジンが要求するバッファ サイズが大幅に削減されます。レコードの VAT を使用すると、トランザクショナル データベース エンジンはレコードの可変長部分をさらに小さな部分に分割し、次にこれらの部分をいくつもの可変長部に格納します。トランザクショナル データベース エンジンは、同量のレコード データを、レコードの可変長部に格納します。ただし、最後の可変長部は異なることがあります。トランザクショナル データベース エンジンは、ファイルのページ サイズに 8 をかけて、各可変長部に格納する量を計算します。最後の可変長部には、トランザクショナル データベース エンジンがほかの可変長部にデータを分割した後に残るデータが含まれています。



メモ 可変長部の長さを算出する式（ページサイズの8倍）は、トランザクショナル データベース エンジンの将来のバージョンでは変更される可能性があります。

VAT を使用し、4,096 バイトのページサイズを持つファイルでは、第1の可変長部にレコードの可変部分のオフセット 0 ~ 32,767 のバイトが格納され、第2の可変長部にオフセット 32,768 ~ 65,535 が格納され、以降同様に格納されます。トランザクショナル データベース エンジンが VAT を使用してレコード内の大きなオフセットまでのシークを加速できるのは、VAT を使用すると、レコードの下位オフセットのバイトを含んでいる可変長部をスキップできるからです。

アプリケーションでは、ファイルの作成時に VAT を使用するようにするかどうかを指定します。アプリケーションが非常に大きな、物理ページサイズの8倍を越えるレコードに対して **Chunk** オペレーションを使用し、順次でないランダムな方法でチャンクにアクセスする場合は、VAT によってアプリケーションのパフォーマンスが向上する可能性があります。アプリケーションがレコード全体に対する操作を行う場合は、VAT によってパフォーマンスは向上しません。この場合、トランザクショナル データベース エンジンはレコードを順次に読み書きし、トランザクショナル データベース エンジンはレコード内のどのバイトもスキップしないからです。

アプリケーションが **Chunk** オペレーションを使用するがレコードに順次アクセスする場合（たとえば、レコードの最初の 32 KB を読み、次の 32 KB を読み、という具合にレコードの最後まで読む）、VAT はパフォーマンスを向上させません。これは、トランザクショナル データベース エンジンがオペレーション間でレコード内の位置を保存することによって **Chunk** オペレーションが先頭からシークする必要性をなくしているためです。

VAT には別の利点もあります。トランザクショナル データベース エンジンが圧縮されたレコードを読み書きする場合、使用するバッファ サイズは、レコードの未圧縮サイズの最大 2 倍必要です。ファイルに VAT がある場合、そのバッファは 2 つの可変長部と同じ大きさ、つまり、物理ページサイズの 16 倍あれば済みます。

キーオンリー ファイル

キーオンリー ファイルでは、レコード全体がキーと共に格納されるため、データ ページは不要です。キーオンリー ファイルは、レコードに単一のキーが含まれており、かつそのキーがレコードの大部分を占有している場合に有効です。キーオンリー ファイルのもう 1 つの一般的な用途は、標準ファイルの外部インデックスとしての使用です。

キーオンリー ファイルには以下の制限が適用されます。

- 各ファイルには 1 つのキーしか含められません。
- 定義できる最大レコード長は 253 バイトです。

- キーオンリー ファイルではデータ圧縮を行えません。
- Step オペレーションは、キーオンリー ファイルでは機能しません。
- キーオンリー ファイルのレコードで **Get Position** を実行することはできますが、その位置は、レコードが更新されると変わります。

キーオンリー ファイルには、後ろに多数の PAT ページとインデックス ページが付いたファイル コントロール レコード ページしか含まれていません。キーオンリー ファイルに ACS がある場合、ACS ページもある可能性があります。ODBC を使用してファイルに参照整合性制約を定義した場合、ファイルには 1 つまたは複数の可変ページも含まれます。

セキュリティの設定

トランザクショナル インターフェイスには、ファイル セキュリティの設定方法が 3 つあります。

- ファイルへのオーナー ネームの割り当て
- 排他モードでのファイルのオープン
- Pervasive SQL Control Center (PCC) のセキュリティ設定を使用

また、トランザクショナル インターフェイスはサーバー プラットフォーム上でネイティブ ファイル レベルのセキュリティが使用可能であればそれをサポートします。



メモ Windows 開発者 : NTFS ファイル システムをサーバーにインストールすると、サーバー上でファイルレベル セキュリティを使用できます。FAT ファイル システムをインストールした場合は、ファイルシステム セキュリティは使用できません。

トランザクショナル データベース エンジンには、データ セキュリティを向上させる以下の機能があります。

オーナー ネーム

トランザクショナル インターフェイスでは、**Set Owner (29)** オペレーションを使用してオーナー ネームを割り当てることにより、ファイルに対するアクセスを制限することができます (『**Btrieve API Guide**』の「**Set Owner (29)**」を参照)。ファイルにオーナー ネームを割り当てると、トランザクショナル インターフェイスはそのファイルに対するアクセスについてオーナー ネームを要求します。このため、オーナー ネームを指定しないユーザーまたはアプリケーションがファイルの内容に対して無許可でアクセスしたり変更することはできません。

同様に、ファイルに割り当てられているオーナー ネームがわかれば、ファイルからオーナー ネームをクリアできます。

オーナー ネームでは大文字と小文字が区別されます。また、短いものと長いものがあります。短いオーナー ネームは半角 8 文字までの範囲で指定できます。長いオーナー ネームは半角 24 文字までの範囲で指定できます。長いオーナー ネームに関する制限事項については、『**Btrieve API Guide**』の「**Set Owner (29)**」で「手順」を参照してください。

以下の方法でファイルに対するアクセスを制限できます。

- ユーザーはオーナー ネームを指定せずに読み取り専用アクセスを行うことができます。ただし、ユーザーまたはタスクはオーナー ネームを指定しないとファイルの内容を変更できません。そうしようとする、トランザクショナル データベース エンジンはエラーを返します。
- すべてのアクセス モードでユーザーにオーナー ネームを指定するように要求することができます。正しいオーナー ネームを指定しないと、トランザクショナル データベース エンジンはファイルに対するすべてのアクセスを制限します。

オーナー ネームを割り当てる場合、データベース エンジンがオーナー ネームを暗号化キーとしてディスク ファイル内のデータを暗号化するように要求することもできます。ディスク上のデータを暗号化すると、無許可のユーザーはデバッガーまたはファイル ダンプ ユーティリティを使用してデータを調べることができません。Set Owner オペレーションを使用し、暗号化を指定すると、ただちに暗号化が行われます。トランザクショナル データベース エンジンはファイル全体が暗号化されるまで制御権を持ち、また、ファイルが大きいほど暗号化処理に時間がかかります。暗号化にはさらに処理時間が必要なため、データ セキュリティが重要である場合に限りこのオプションを選択する必要があります。

ファイルに割り当てられているオーナー ネームがわかれば、「Clear Owner (30)」オペレーションを使用してファイルから所有権の制限を削除できます。また、暗号化されたファイルで Clear Owner オペレーションを使用すると、データベース エンジンはそのファイルを復号化します。

排他モード

ファイルへのアクセスを 1 クライアントに制限するために、トランザクショナル データベース エンジンが排他モードでファイルを開くように指定できます。クライアントが排他モードでファイルを開くと、排他モードでファイルを開いたクライアントがそのファイルを閉じるまでほかのクライアントはファイルを開けません。

SQL セキュリティ

データベース URI (Uniform Resource Indicator) 文字列の詳細については、「データベース URI」を参照してください。PCCのセキュリティ設定へのアクセス方法は、『Pervasive PSQL User Guide』を参照してください。

言語インターフェイス モジュール

6

この章では、Pervasive PSQL SDK インストール オプションに用意されている言語インターフェイス ソース モジュールを示します。

Pervasive Software は、各言語インターフェイス用のソース コードを提供しています。追加情報は、ソース モジュールにあります。

開発者向けオンラインリソースには、さまざまな言語インターフェイス用の記事やサンプルコードが盛り込まれています。<http://www.pervasivedb.com> をご覧ください。

この章では、以下の項目について説明します。

- 「[インターフェイス モジュールの概要](#)」
- 「C/C++」
- 「COBOL」
- 「Delphi」
- 「DOS (Btrieve)」
- 「Pascal」
- 「Visual Basic」

インターフェイス モジュールの概要

プログラミング言語にインターフェイスがない場合は、コンパイラが複数の言語からの呼び出しが混在した状態をサポートするかどうかを確認してください。そうであれば、C インターフェイスを使用できる場合があります。

表 27 Btrieve 言語インターフェイス ソース モジュール

言語	コンパイラ	ソース モジュール
C/C++	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Embarcadero、Microsoft、WATCOM などの大半の C/C++ コンパイラ。このインターフェイスには、マルチプラットフォーム サポートがあります。 ◆ Embarcadero C++ Builder 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ BlobHdr.h (Embarcadero または Phar Lap のみを使用する拡張 DOS プラットフォーム) ◆ BMemCopy.obj (Embarcadero または Phar Lap のみを使用する拡張 DOS プラットフォーム) ◆ BMemCopy.asm (BMemCopy.obj のソース) ◆ BtiTypes.h (プラットフォーム依存データ型) ◆ BtrApi.h (Btrieve 関数プロトタイプ) ◆ BtrApi.c (すべてのプラットフォーム用の Btrieve インターフェイス コード) ◆ BtrConst.h (共通 Btrieve 定数) ◆ BtrSamp.c (サンプルプログラム) ◆ GenStat.h (Pervasive ステータス コード) ◆ CBBtrv.cpp ◆ CBBtrv.mak ◆ CBBMain.cpp ◆ CBBMain.dfm ◆ CBBMain.h
COBOL	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Micro Focus COBOL すべてのバージョン ◆ Microsoft COBOL 3 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ MfxBtrv.bin (DOS Runtime for COBOL Animator、非 Intel バイト オーダー整数) ◆ MfxBtrv.asm (このバイナリのソース) ◆ CobrBtrv.obj (DOS 16 ビット) ◆ CobBtrv.asm (これらのオブジェクトのソース) ◆ Mf2Btrv.bin (DOS runtime for COBOL animator、Intel バイト オーダー整数) ◆ Mf2Btrv.asm (このバイナリのソース) ◆ BtrSamp.cbl (サンプルプログラム)

表 27 Btrieve 言語インターフェイス ソース モジュール

言語	コンパイラ	ソース モジュール
Delphi	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Embarcadero Delphi 1 ◆ Embarcadero Delphi 3 以降 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Btr16.dpr ◆ BtrSam16.pas (サンプルプログラム) ◆ BtrSam16.dfm ◆ BtrApi16.pas ◆ BtrConst.pas (共通 Btrieve 定数) ◆ Btr32.dpr ◆ Btr32.dof ◆ BtrSam32.dfm ◆ BtrSam32.pas (サンプルプログラム) ◆ BtrApi32.pas ◆ BtrConst.pas (共通 Btrieve 定数)
Pascal	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Borland Turbo Pascal 5 - 6 ◆ Borland Pascal 7 for DOS ◆ Extended DOS Pascal for Turbo Pascal 7 ◆ Borland Turbo Pascal 1.5 ◆ Borland Pascal 7 for Windows 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ BtrApid.pas ◆ BtrSampd.pas (サンプルプログラム) ◆ BtrConst.pas (共通 Btrieve 定数) ◆ BlobHdr.pas ◆ BtrApiw.pas ◆ BtrSampw.pas (サンプルプログラム) ◆ BtrConst.pas (共通 Btrieve 定数) ◆ BlobHdr.pas
Visual Basic	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Microsoft Visual Basic for Windows NT 以降 / Windows 98/ME 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ BtSamp32.vbp ◆ BtrSam32.bas (サンプルプログラム) ◆ BtrFrm32.frm

以下の表に、Create や Stat などの Btrieve オペレーション用データ バッファで使用されるいくつかの共通データ型の比較を示します。

表 28 Btrieve データ バッファで使用される共通データ型

Assembly	C	COBOL	Delphi	Pascal	Visual Basic
doubleword	long ¹	PIC 9(4)	longint ¹	longint ¹	Long Integer
word	short int ¹	PIC 9(2)	smallint ¹	integer ¹	Integer
Byte	char	PIC X	char	char	String
Byte	Unsigned char	PIC X	Byte	Byte	Byte

¹ 整数値は、開発する環境により異なります。32 ビット環境では、整数は Long Integer と同じです。16 ビット環境では、整数は short int または small int と同じです。

C/C++

ここでは、Btrieve API の C/C++ モジュール情報を示します。

C/C++ インターフェイスは、プラットフォーム依存型アプリケーションの作成を容易にします。このインターフェイスは、DOS、Windows および Linux オペレーティングシステムにおける開発をサポートします。これらのモジュールについては、表 27 でも説明しています。

インターフェイス モジュール

ここでは、C 言語インターフェイスを構成するモジュールについて詳述します。

BTRAPI.C

BTRAPI.C ファイルは、C アプリケーション インターフェイスの実際の実装です。BTRV および BTRVID を呼び出すすべてのアプリケーションをサポートします。これらの関数のいずれかで Btrieve 呼び出しを行う場合、BtrApi.c をコンパイルし、そのオブジェクトをアプリケーションの他のモジュールとリンクします。

BTRAPI.C ファイルには、BTRAPI.H、BTRCONST.H、BLOBHDR.H および BTITYPES.H を取り込むようにコンパイラに指示する #include ディレクティブが含まれています。これらのファイルを取り込むことによって、BTRAPI.C はインターフェイスに関連するプラットフォームの独立性を与えるデータ型を利用します。

BTRAPI.H

BTRAPI.H ファイルには、Btrieve 関数のプロトタイプが含まれています。プロトタイプ定義では、BTITYPES.H ファイルで定義されているプラットフォーム依存データ型を使用します。BTRAPI.H は、BTRV 関数と BTRVID 関数を呼び出すすべてのアプリケーションをサポートします。

BTRCONST.H

BTRCONST.H ファイルには、Btrieve 固有の有効な定数が含まれています。これらの定数を使用すると、Btrieve オペレーション コード、ステータスコード、ファイル仕様フラグ、キー仕様フラグなどの多数の項目への参照を容易に標準化できます。

BTRCONST.H を利用せずに C アプリケーション インターフェイスを使用できますが、このファイルを取り込んでプログラミング作業を単純化することができます。

BTYPES.H

BTYPES.H ファイルは、プラットフォーム依存データ型を定義します。Btrieve 関数呼び出しで BTYPES.H 内のデータ型を使用して、アプリケーションは各オペレーティング システム間で移植されます。

BTYPES.H では、アプリケーションが動作するオペレーティング システムを指示する際に使用しなければならないスイッチについても説明しています。表 29 はこれらのオペレーティング システムのスイッチのリストを示したものです。

表 29 Btrieve API オペレーティング システム スイッチ

オペレーティング システム	アプリケーション タイプ	スイッチ
DOS	16 ビット Tenberry Extender および BStub.exe を使用した 32 ビット ¹ Phar Lap 6 を使用した 32 ビット Embarcadero PowerPack を使用した 32 ビット	BTI_DOS BTI_DOS_32R BTI_DOS_32P BTI_DOS_32B
Linux	32 ビット	BTI_LINUX
Linux	64 ビット	BTI_LINUX_64
Win32	32 ビット Windows	BTI_WIN_32
Win64	64 ビット Windows	BTI_WIN_64

BTRSAMP.C

BTRSAMP.C ソース ファイルは、表 29 で説明するオペレーティング システムでコンパイル、リンクおよび実行できるサンプル Btrieve プログラムです。

プログラミングの必要条件

C アプリケーション インターフェイスを使用してアプリケーション プラットフォームを独立型にする場合は、BTYPES.H で説明しているデータ型を使う必要があります。これらのデータ型の使用方法については、BTRSAMP.C ファイルを参照してください。



メモ また、プログラムが動作するオペレーティング システムを識別するディレクティブを指定する必要があります。ディレクティブに使用できる値は、ヘッダー ファイル BTYPES.H に列挙されています。お使いのコンパイラの適切なコマンド ライン オプションを使用して、ディレクティブを指定してください。

COBOL

ここでは、Btrieve API の COBOL モジュール情報を示します。

アニメート型 COBOL の開発者: 非アニメート型 COBOL インターフェイスが、パラメーターを右から左へ渡すのに対し、COBOL アニメーターは、スタック パラメーターを左から右へ渡します。ただし、COBOL はアニメート型アプリケーションと非アニメート型アプリケーションのどちらの場合も、整数を Intel ハイ - ロウ形式で渡します。

また、オブジェクト モジュール MF2BTRV.OBJ と CSUPPORT.OBJ は COBOL インターフェイスから削除されています。これらのモジュールの代わりにモジュール COBRBTRV.OBJ を使用してください。

非アニメート型 COBOL の開発者: MicroKernel にパラメーターとして渡されるすべての数値は Intel 形式、つまり、ロウ - ハイ バイト オーダーでなければなりません。これを行うには、COMP-5 として値を定義します。

Delphi

Btrieve Delphi モジュールについては、表 27 で説明しています。

DOS (Btrieve)

ここでは、DOS アプリケーションが Btrieve API をどのように使用できるかについて説明します。

インターフェイス モジュール

Btrieve API を使用する DOS アプリケーション向けの言語インターフェイスは、以下のモジュールによって構成されます。

BTRAPI.C

BTRAPI.C ファイルは、C アプリケーション インターフェイスの実装です。また、このファイルには次のような DOS インターフェイスも含まれます。

```
#if defined( BTI_DOS )  
BTI_API BTRVID(  
BTI_WORD operation,  
BTI_VOID_PTR posBlock,  
BTI_VOID_PTR dataBuffer,  
BTI_WORD_PTR dataLength,  
BTI_VOID_PTR keyBuffer,  
BTI_SINT keyNumber,  
BTI_BUFFER_PTR clientID )
```

BTRAPI.C は、BTRV および BTRVID を呼び出すすべてのアプリケーションをサポートします。これらの関数のいずれかで Btrieve 呼び出しを行う場合、BtrApi.c をコンパイルし、そのオブジェクトをアプリケーションの他のモジュールとリンクします。

BTRAPI.C ファイルには、BTRAPI.H、BTRCONST.H、BLOBHDR.H および BTITYPES.H を取り込むようにコンパイラに指示する #include ディレクティブが含まれています。これらのファイルを取り込むことによって、BTRAPI.C はインターフェイスに関連するプラットフォームの独立性を与えるデータ型を利用します。

BTRAPI.H

BTRAPI.H ファイルには、Btrieve 関数のプロトタイプが含まれています。プロトタイプ定義では、BTITYPES.H ファイルで定義されているプラットフォーム依存データ型を使用します。BTRAPI.H は、BTRV 関数と BTRVID 関数を呼び出すすべてのアプリケーションをサポートします。

BTRCONST.H

BTRCONST.H ファイルには、Btrieve 固有の有効な定数が含まれています。これらの定数を使用すると、Btrieve オペレーション コード、ステータス コード、ファイル仕様フラグ、キー仕様フラグなどの多数の項目への参照を容易に標準化できます。

BTRCONST.H を利用せずに C アプリケーション インターフェイスを使用できますが、このファイルを取り込んでプログラミング作業を単純化することができます。

BTYPES.H

BTYPES.H ファイルは、プラットフォーム依存データ型を定義します。Btrieve 関数呼び出しで BTYPES.H 内のデータ型を使用して、アプリケーションは各オペレーティング システム間で移植されます。

BTYPES.H では、アプリケーションが動作する DOS オペレーティング システムを指示する際に使用しなければならないスイッチについても説明しています。次の表は、これらのスイッチの一覧を示します。

表 30 DOS アプリケーション用の Btrieve API オペレーティング システム スイッチ

オペレーティング システム	アプリケーション タイプ	スイッチ
DOS	16 ビット	BTI_DOS
	Tenberry Extender および BStub.exe を使用した 32 ビット ¹	BTI_DOS_32R
	Phar Lap 6 を使用した 32 ビット	BTI_DOS_32P
	Embarcadero PowerPack を使用した 32 ビット	BTI_DOS_32B

Pascal

ここでは、Btrieve API の Pascal ソース モジュールについて説明します。
その後、Pascal の Btrieve API ソース モジュールについて説明します。

ソース モジュール

Pascal インターフェイスは、以下のソース モジュールから構成されています。

- BTRAPID.PAS – DOS 用 Btrieve 関数インターフェイス ユニット
- BTRCONST.PAS – 共通 Btrieve 定数ユニット
- BTRSAMPD.PAS – DOS 用 サンプル Btrieve プログラム

BBTRAPID.PAS

BTRAPID.PAS には、DOS 用の Pascal アプリケーション インターフェイスのソース コードの実装が含まれています。このファイルは、Btrieve 関数を呼び出すアプリケーションをサポートします。

Turbo Pascal が Btrieve インターフェイスを正しくコンパイルしてアプリケーションのほかのモジュールにリンクするために、BTRAPID.PAS をコンパイルして Turbo Pascal ユニットを作成し、次にそのユニットをアプリケーションのソース コードの `uses` 句に示します。

BTRCONST.PAS

BTRCONST.PAS ファイルには、Btrieve に固有な有効の定数が含まれています。これらの定数を使用すると、Btrieve オペレーション コード、ステータス コード、ファイル仕様フラグ、キー仕様フラグなどの多数の項目への参照を容易に標準化できます。

BTRCONST.PAS を使用する場合、そのファイルをコンパイルして Turbo Pascal ユニットを作成し、次にそのユニットをアプリケーションのソース コードの `uses` 句に示すことができます。

BTRCONST.PAS を利用せずに Pascal アプリケーション インターフェイスを使用できますが、このファイルを使用してプログラミング作業を単純化することができます。

BTRSAMPD.PAS

ソース ファイル BTRSAMPD.PAS は、コンパイル、リンクおよび実行できるサンプル Btrieve プログラムです。

プログラミングの注意事項

Btrieve 関数を呼び出すと、常に、ステータスコードに対応する **INTEGER** 値が返されます。**Btrieve** 呼び出しの後、アプリケーションは常にこのステータスコードの値を確認します。ステータスコード **0** は、正常終了したオペレーションを示します。アプリケーションは、非ゼロのステータスを認識し、解決できなければなりません。

どの呼び出しでもすべてのパラメーターを提供する必要がありますが、**MicroKernel** はすべてのオペレーションにすべてのパラメーターを使用するわけではありません。各オペレーションに関連するパラメーターの詳細説明については、『**Btrieve API Guide**』を参照してください。



メモ アプリケーションがバリエーション文字列を含む **Pascal** レコード構造を使用する場合は、たとえレコードがパック化されていなくても、**Pascal** レコード内の奇数長の要素が追加の記憶バイトを必要とする場合があります。このことは、**Create (14)** オペレーションのレコード長を定義する場合に考慮が必要な重要問題です。レコードタイプの詳細については、**Pascal** リファレンス マニュアルを参照してください。

Visual Basic

ここでは、Btrieve API の Visual Basic ソース モジュールについて説明します。

Visual Basic は 32 ビット アプリケーションをコンパイルする際、UDT(ユーザー定義データ型) のメンバーをそれぞれ、その特定のメンバーのサイズに応じて 8 ビット、16 ビット、32 ビットの境界に配置します。構造体と違い、データベース行はパック化されます。つまり、フィールド間に未使用スペースがないということです。配置をオフにする方法はないので、Visual Basic アプリケーションがデータベースにアクセスできるように構造体をパック化およびアンパック化する方法が必要です。Pervasive Btrieve アライメント DLL、つまり PALN32.DLL は、この配列の問題を処理するように設計されています。

Visual Basic の場合、この言語はさまざまなビットの倍数で要素を配置します。以下の表に、各種データ型と、Visual Basic がそれらのデータ型を処理する方法を示します。

Visual Basic データ型	データ型定数	一般的なサイズ (バイト単位)	境界
Byte	FLD_BYTE	すべて	1 バイト (なし)
String	FLD_STRING	すべて	1 バイト (なし)
Boolean	FLD_LOGICAL	2	2 バイト
Integer	FLD_INTEGER	2	2 バイト
Currency	FLD_MONEY	4	4 バイト
Long	FLD_INTEGER	4	4 バイト
Single	FLD_IEEE	4	4 バイト
Double	FLD_IEEE	8	4 バイト

プログラムは、BTRCALL 関数を呼び出して Visual Basic 内の Btrieve 呼び出しにアクセスします。この関数へのアクセスは、プロジェクトに BTRAPI.BAS モジュールを取り込むことによって行います。必要な関数の残りの部分は、PALN32.DLL 内にあります。

▶ プロジェクトに PALN32.DLL を取り込むには

- [プロジェクト | 参照設定] を選択し、Pervasive Btrieve Alignment Library モジュールを確認します。このモジュールが表示されない場合は、まず、参照ボタンを選択してファイルを検索することによってリストにモジュールを追加します。

以下の表に、各関数とその関数が必要とする特定のモジュールを示します。

機能	用途	場所	パラメーター	戻り値
BTRCALL	Btrieve オペレーションを実行するには	BTRAPI.BAS	<ul style="list-style-type: none"> ◆ OP As Integer 『Btrieve API Guide』に示すような Btrieve オペレーション番号。 ◆ Pb\$ As String レコードを取得または格納するためか、Btrieve に構造体を渡すための文字列に、ポジションブロックを格納します。 ◆ Db As Any データ バッファ。このパラメーターは、レコードを取得または格納するためか、Btrieve に構造体を渡すために使用します。 ◆ DL As Long データ バッファの長さ。 ◆ Kb As Any キー バッファ。 ◆ Kl As Integer キー バッファの長さ。 ◆ Kn As Integer キー番号。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Integer オペレーションから返される Btrieve ステータスコード。特定のコードの詳細については、『Status Codes and Messages』を参照してください。
RowToStruct	Visual Base UDT にバイト行を変換します。	PALN32.DLL	<ul style="list-style-type: none"> ◆ row (1 to n) As Byte パック化されたデータを取得する入力配列。 ◆ fld (1 to n) As FieldMap 個々のフィールドのデータ型を決定するための FieldMap 配列。 ◆ udt As Any データを格納する UDT。 ◆ udtSize As Long UDT のサイズ。LenB () を使用してこの値を生成します。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Integer 問題なければ 0 です。それ以外ではエラーが発生しました。

言語インターフェイス モジュール

機能	用途	場所	パラメーター	戻り値
SetFieldMap	FieldMap 要素のメンバーを設定します。	PALN32.DLL	<ul style="list-style-type: none"> ◆ map As FieldMap FieldMap 配列の要素。 ◆ dataType As Integer フィールド タイプ、以下の定数上のパス。 - FLD_STRING - FLD_INTEGER - FLD_IEEE - FLD_MONEY - FLD_LOGICAL - FLD_BYTE - FLD_UNICODE¹ ◆ size As Long データベースに格納されているようなバイト単位のフィールドのサイズ。 	◆ なし
SetFieldMap FromDDF	FieldMap タイプの配列のすべてのメンバーを設定します。	PALN32.DLL	<ul style="list-style-type: none"> ◆ path As String データ ソースへの絶対パス名。 ◆ table As String テーブルの名前。 ◆ userName As String 予約済み。ヌル文字列 ("") を渡します。 ◆ passwd As String 予約済み。ヌル文字列 ("") を渡します。 ◆ map (1 to n) As FieldMap 記入する出力先 FieldMap 配列。この文字列には、レコードのフィールド数として正確な要素数が含まれていなければなりません。 ◆ unicode As Integer 文字列が ASCII としてレコードに格納される場合は 0 です。それ以外は、ユニコードとして格納されます。 	◆ Integer 問題なければ 0 です。それ以外はエラーが発生しました。

機能	用途	場所	パラメーター	戻り値
StructToRow	バイト行に Visual Base UDT を変換します。	PALN32.DLL	<ul style="list-style-type: none"> ◆ row (1 to n) As Byte バック化されたデータを格納する出力配列。 ◆ fld (1 to n) As FieldMap 個々のフィールドのデータ型を決定するための FieldMap 配列。 ◆ udt As Any データを取得する UDT。 ◆ udtSize As Long UDT のサイズ。LenB () を使用してこの値を生成します。 	<ul style="list-style-type: none"> ◆ Integer 問題なければ 0 です。それ以外はエラーが発生しました。
<p>¹ フィールド タイプ FLD_UNICODE は、データベース行 (バック構造) だけでなく UDT (ユーザー定義データ型) 内の両方に UNICODE で格納される Visual Basic の String 型のフィールドを指定するのに使用します。フィールドに FLD_STRING 型が使用されると、データベース行ではデフォルトの ANSI コード ページ文字セットに変換されます。ただし、UDT (ユーザー定義データ型) では UNICODE が使用されます。要するに、文字列フィールドを Pervasive PSQl データベースに UNICODE で格納したい場合は、フィールド タイプに FLD_UNICODE を選択するという事です。文字列フィールドを、デフォルトであるシステムの ANSI コード ページ文字セットでデータベースに格納したい場合は、FLD_STRING を選択します。</p>				

インターフェイス ライブラリ

7

この章では、以下の項目について説明します。

- 「[インターフェイス ライブラリの概要](#)」
- 「[Pervasive PSQL アプリケーションの配布](#)」

インターフェイス ライブラリの概要

Windows アプリケーションからトランザクショナル インターフェイスにアクセスする適切な方法は、コンパイル時に **Btrieve Glue DLL** を参照するライブラリにリンクすることです。Glue DLL は、インターフェイス DLL にアプリケーションを接着する役目を果たします。接着剤のように、Glue DLL はアプリケーションとインターフェイス DLL の間に介在する薄い層です。Glue DLL は、以下のアクションを正常に実行する役割を担っています。

- 1 インターフェイス DLL をロードする。
- 2 インターフェイス DLL にバインドする、つまり、インターフェイス DLL からシンボルをインポートする。

どの段階でも、Glue DLL で障害状態が発生した場合は、アプリケーションが障害をユーザーに伝えるための適切なステータス コードを Glue DLL が発行します。

表 31 には、アプリケーションがリンクできるライブラリ、およびロードする DLL を示します。

表 31 トランザクショナル インターフェイス プログラミング ライブラリ

オペレーティング システムとコンパイラ ¹	Glue DLL	リンク ライブラリ
Windows 32 ビット (Microsoft Visual C++、Watcom、Embarcadero)	W3BTRV7.DLL	W3BTRV7.LIB
Windows 64 ビット	W64BTRV.DLL	W64BTRV.LIB
¹ コンパイラ対応ライブラリは、さまざまなサブディレクトリ内にあります。Win32 アプリケーションをリンクするには、Microsoft コンパイラを使用する場合は¥Win32 ディレクトリを使用し、Embarcadero または Watcom コンパイラを使用する場合は¥Win32x ディレクトリを使用します。		

Linux

Linux には **glue** コンポーネントがありません。アプリケーションはインターフェイスを実装する共有ライブラリに対して直接リンクします。Linux 32 ビットおよび 64 ビット アプリケーション用のトランザクショナル インターフェイス リンク ライブラリはいずれも **libbqsqlmif.so** です。

Pervasive PSQL アプリケーションの配布

Pervasive PSQL データベース エンジンでアプリケーションを開発する予定であれば、アプリケーションを配布する場合に以下の条件を心得ておいてください。

- 「[Pervasive PSQL の配布規則](#)」
- 「[Pervasive PSQL ActiveX ファイルの登録](#)」
- 「[Pervasive PSQL を開発したアプリケーションとともにインストールする](#)」

Pervasive PSQL の配布規則

Pervasive PSQL でアプリケーションを開発した後、製品を配布する場合は Pervasive とのライセンス契約に注意してください。配布権に関するご質問は、Pervasive のマーケティング部署にお問い合わせください。

Pervasive PSQL ActiveX ファイルの登録

次の表に、Pervasive の ActiveX インターフェイスで構築されたアプリケーションの実行に必要なファイルを示します。

表 32 再配布可能なファイル

ファイル	場所	説明
ACBTR732.OCX	システム ディレクトリ	Pervasive PSQL データ ソース コントロール
ACCTR732.OCX	システム ディレクトリ	Pervasive PSQL バウンド コントロール
PEDTCONV.DLL	システム ディレクトリ	データ変換用 DLL
PBTRVD32.DLL	システム ディレクトリ	メタ データ処理用 DLL
SBTRV32.DLL	システム ディレクトリ	IDS 通信用 DLL
SWCOMP32.DLL	システム ディレクトリ	データ圧縮用 DLL

Pervasive PSQL ActiveX ファイルと必要な DLL を配布した場合、ActiveX ファイルが正しく機能するように ActiveX ファイルを登録する必要があります。これらのファイルを登録するには次の 2 種類の方法があります。

インターフェイス ライブラリ

- InstallShield などの現行のインストール用ユーティリティの多くは、インストール処理中に ActiveX コントロールを自動的に登録するよう変更することができます（詳細については、お使いになる特定のインストール用ユーティリティのマニュアルを参照してください）。
- ActiveX コントロールを登録するもう 1 つの方法は、再配布可能なファイル REGSVR32.EXE をインストールし、インストール中またはインストール後に実行する方法です。これは単純な ActiveX 登録用ユーティリティで、登録する ActiveX の名前をコマンドライン パラメーターとして受け取ります（たとえば、REGSVR32 C:¥MyInstall¥ACBTR732.OCX）。

Pervasive PSQL を開発したアプリケーションとともにインストールする

Pervasive PSQL インストールのカスタマイズに関する情報は、『Installation Toolkit Handbook』を参照してください。

レコードの処理

8

この章では、以下の項目について説明します。

- 「オペレーションのシーケンス」
- 「レコードへのアクセス」
- 「レコードの挿入と更新」
- 「マルチレコードのオペレーション」
- 「キーの追加と削除」

オペレーションのシーケンス

Btrieve オペレーションの中には、Create (14)、Reset (28)、Version (26) などのように、いつでも発行できるものがあります。しかし、ほとんどの Btrieve オペレーションでは、Open オペレーション (0) を使用してファイルを開く必要があります。その場合、ファイル内に位置、つまりカレンシーを確立しないと、レコードを処理できません。

ファイル内の物理位置に基づいた物理カレンシー、またはキー値に基づいた論理カレンシーを確立できます。

- 物理カレンシーを確立するには、以下のオペレーションのうちの 1 つを使用します。
 - Step First (33)
 - Step Last (34)
- 論理カレンシーを確立するには、以下のオペレーションのうちの 1 つを使用します。
 - Get By Percentage (44)
 - Get Direct/Record (23)
 - Get Equal (5)
 - Get First (12)
 - Get Greater Than (8)
 - Get Greater Than or Equal (9)
 - Get Last (13)
 - Get Less Than (10)
 - Get Less Than or Equal (11)

カレンシーを確立した後、Insert (2)、Update (3)、Delete (4) などの対応する I/O オペレーションを発行できます。



メモ Btrieve ファイルで I/O を実行する場合は常に Btrieve オペレーションを使用してください。Btrieve ファイルで標準 I/O を実行しないでください。

カレンシーに基づいて、以下のようにファイル内を移動できます。

- 物理カレンシーに基づいて位置を確立したら、Step Next (24)、Step Next Extended (38)、Step Previous (35)、Step Previous Extended (39) のいずれかのオペレーションを使用します。Step オペレーションは、アプリケーションが特定の順序でレコードを取得する必要がない場合にすばやくファイル内を探索するのに有効です。Extended オペレーションは、多数のレコードを一度で処理するのに有効です。

- 論理カレンシーに基づいて位置を確立したら、オペレーション **Get Next** (6)、**Get Next Extended** (36)、**Get Previous** (7)、**Get Previous Extended** (37) のいずれかのオペレーションを使用します。**Get** オペレーションは、特定の順序でファイル内を探索するのに有効です。**Extended** オペレーションは、多数のレコードを一度で処理するのに有効です。

1 つのオペレーションで物理カレンシーを確立し、次に論理カレンシーを必要とするオペレーションを続けることはできません。たとえば、**Step First** オペレーションを発行した後に **Get Next** オペレーションを発行することはできません。

データオンリー ファイルでは、**MicroKernel** はインデックス ページの保守や作成を行いません。**Step** オペレーションと **Get Direct/Record** オペレーション (23) だけを使用してレコードにアクセスできますが、すべてのオペレーションでは物理位置でレコードを検索します。

キーオンリー ファイルでは、**MicroKernel** はデータ ページの保守や作成を行いません。**Get** オペレーションだけを使用してレコードにアクセスできますが、**Get** オペレーションでは論理カレンシーでレコードを検索します。

ファイルの処理を終了したら、**Close** オペレーション (1) を使用してファイルを閉じます。アプリケーションがいつでも終了できる状態にあれば、**Stop** オペレーション (25) を発行します。



メモ **Stop** オペレーションを実行できないと、**MicroKernel** はオペレーティング システムにそのリソースを返せません。この障害により、実際に、アプリケーションが動作しているコンピューターをクラッシュする可能性も含めて予測できないシステム動作が発生します。

レコードへのアクセス

Btrieve は、データへの物理アクセスと論理アクセスの両方を行います。物理アクセスでは、Btrieve はファイル内の物理レコード アドレスに基づいてレコードを取得します。論理アクセスでは、Btrieve はレコードに含まれているキー値に基づいてレコードを取得します。また、Btrieve ではレコード内のデータの「チャンク」にアクセスできます。

物理位置によるレコードへのアクセス

物理位置によるレコード アクセスは、以下の理由で高速になります。

- MicroKernel がインデックス ページを使用する必要がない。
- 物理レコードが存在するページはほとんどの場合キャッシュにあるため、通常、その前後のレコードは MicroKernel のメモリ キャッシュ内に既に存在している。

物理カレンシー

物理カレンシーは、物理位置でレコードにアクセスする際のポジショニングに影響を与えます。レコードを挿入する場合、レコードに含まれているキー値とは無関係に、MicroKernel はファイル内の最初の空きスペースにそのレコードを書き込みます。この場所はレコードの物理位置、つまり、アドレスと呼びます。レコードは、ファイルから削除するまでこの位置に残ります。Btrieve Step オペレーションは、物理位置を使用してレコードにアクセスします。

最後にアクセスされたレコードが、**現在の**物理レコードです。**次の**物理レコードは、現在の物理レコードに対してすぐ上位のアドレスを持つレコードです。**直前の**物理レコードは、すぐ下位のアドレスを持つレコードです。最初の物理レコードの直前の物理レコードはありません。同様に、最後の物理レコードの次の物理レコードはありません。

まとめると、現在の物理位置、次の物理位置、直前の物理位置がファイル内の物理カレンシーを構成します。

Step オペレーション

アプリケーションは、Step オペレーションを使用して、ファイル内の物理位置に基づいてレコードにアクセスできます。たとえば、Step First オペレーション (33) は、ファイル内の最初、つまり、最下位の物理位置に格納されているレコードを取得します。



メモ キーオンリーファイルでは Step オペレーションを実行できません。

Step Next オペレーション (24) は、次に上位の物理位置に格納されているレコードを取得します。Step Previous オペレーション (35) は、ファイル内の次に下位の物理位置に格納されているレコードを取得します。Step Last オペレーション (34) は、ファイル内の最後、つまり、最上位の物理位置に格納されているレコードを取得します。

Step Next Extended (38) オペレーションと Step Previous Extended (39) オペレーションは、現在のレコードの後または前の物理位置から 1 つまたは複数のレコードを取得します。



メモ 各 Step オペレーションは物理カレンシーを再確立しますが、論理カレンシーについては、先に存在していたとしても破壊します。

キー値によるレコードへのアクセス

キー値でレコードにアクセスすると、指定されたキーに対するレコードの値に基づいてレコードを取得できます。

論理カレンシー

論理カレンシーは、キー値でレコードにアクセスする際のポジショニングに影響を与えます。ファイルにレコードを挿入すると、MicroKernel はレコード内の対応するキーに非ヌル値が存在する各 B ツリーを更新します。ファイルの各キーは、レコードの論理順序を決定します。この順序は、キーの定義済みのソート順序または ACS で決定されます。

最後にアクセスされたレコードが、現在の論理レコードです。このレコードは、必ずしも、最後に取得されたレコードではありません。最後のレコードは Get Direct/Chunk オペレーション (23) で取得されている可能性があります、このオペレーションは論理カレンシーを変更しません。次の論理レコードは、定められた論理順序ですぐ次にあるレコードです。直前の論理レコードは、定められた論理順序ですぐ直前にあるレコードです。最初の論理レコードの直前の論理レコードはありません。同様に、最後の論理レコードの次の論理レコードはありません。

まとめると、現在の論理レコード、次の論理レコード、直前の論理レコードがファイル内の論理カレンシーを構成します。

no-currency-change (NCC) オプションを使用するオペレーションを実行する場合や、ヌルキー値を持つレコードを処理する場合を除き、現在の論理レコードは現在の物理レコードでもあります。たとえば、NCC Insert オペ

レーション (2) を実行し、挿入以前にあったものと同じ論理位置をファイル内に持つことができます。物理カレンシーが更新されます。

NCC オペレーションは、別のオペレーションを実行するために論理カレンシーを保存しなければならない場合に有効です。たとえば、レコードの挿入または更新を行い、オリジナルの論理カレンシーに基づいて Get Next オペレーション (6) を使用しなければならない場合があります。

NCC Insert オペレーション

```
status = BTRV( B_GET_FIRST, posBlock, dataBuf,
&dataLen, keyBuf, keyNum); /* キー パスの最初のレコード
を取得 */

for (i = 0; i < numRecords; i++)
{ status = BTRV( B_INSERT, posBlock, dataBuf,
&dataLen, keyBuf, -1); /* キー番号 -1 はカレンシー変更なしを示す */
} /* 複数レコードを挿入 */

status = BTRV( B_GET_FIRST, posBlock, dataBuf,
&dataLen, keyBuf, keyNum); /* キー パスの最初のレコード
の次のレコードを取得 */
```



メモ NCC オペレーションを使用する場合、MicroKernel はキー バッファパラメーターに情報を返しません。論理カレンシーを保持する場合、NCC オペレーションの後にキー バッファ内の値を変更しないでください。それ以外は、次の Get オペレーションで予測できない結果が発生するおそれがあります。

Get オペレーション

アプリケーションは、Get オペレーションを使用して、指定されたキーの値に基づいてレコードを取得できます。対応する Get オペレーションは、ファイルから特定のレコードを取得したり、ある順序でレコードを取得できます。

たとえば、Get First オペレーション (12) はキー番号パラメーターで指定されたキーで最初のレコードを取得します。同様に、Get Last オペレーション (13) は、指定されたキーに基づいて論理順序に従って最後のレコードを取得します。Get Equal (5) や Get Less Than (10) などの Get オペレーションの中には、アプリケーションがキー バッファパラメーターで指定するキー値に基づいてレコードを返すものがあります。

➤Get オペレーションは論理カレンシーを確立します。アプリケーションは、以下の手順を実行することによってあるキーから別のキーへ変更できます。

- 1 Get オペレーションのうちの 1 つを発行することによってレコードを取得します。
- 2 レコードの 4 バイト物理アドレスを取得するために、Get Position オペレーション (22) を発行します。
- 3 Get Direct/Record オペレーション (23) を発行し、4 バイトの物理アドレスと変更するキー番号を MicroKernel に渡します。

Get Position (22) 以外の Get オペレーションは、論理カレンシーを確立するほか、物理カレンシーも確立します。したがって、Step Next (24) オペレーションまたは Step Previous (35) オペレーションを続けることができます。ただし、Step オペレーションを使用すると論理カレンシーが破壊されます。

➤Step オペレーションを使用した後に論理カレンシーを再確立するには、以下の手順で行います。

- 1 Step オペレーションを使用した直後に、Get Position オペレーション (22) を発行して取得されたレコードの 4 バイトの物理アドレスを取得します。
- 2 Get Direct/Record オペレーション (23) を発行し、4 バイトの位置と論理カレンシーを確立するキー番号を MicroKernel に渡します。

可変長レコードの読み取り

可変長の読み取りは、データ バッファ長パラメーターを使用してレコードを返すためのスペース量を MicroKernel に指示するという点で、固定長レコードの読み取りと同じです。このパラメーターをデータ バッファのサイズに設定すれば、データ バッファは最大のデータ量を収容できます。



メモ データ バッファ長を、データ バッファに割り当てられたバイト数より大きい値に設定しないでください。設定すると、アプリケーションの実行時にメモリが上書きされるおそれがあります。

読み取りオペレーションが成功した後、返されたレコードのサイズ、つまり固定長部分のサイズに可変長部分の実際のデータ量を足したサイズ (レコードの最大サイズではない) を反映して、データ バッファ長パラメータは変更されます。アプリケーションはこの値を使用して、データ バッファ内のデータ量を決定する必要があります。

たとえば、データファイル内に以下のレコードがあるとしましょう。

キー 0 : Owner 30 バイト ZSTRING	キー 1 : Account 8 バイト INTEGER	Balance (キーではない) 8 バイト	Comments (キーではない) 1000 バイト
John Q. Smith	263512477	1024.38	解説
Matthew Wilson	815728990	644.29	解説
Eleanor Public	234817031	3259.78	解説

以下に、Get Equal オペレーションの例を示します。



メモ アプリケーションの開発とデバッグを行う間、このオペレーションは読み取りオペレーションの直前と直後にデータ バッファ長を表示して、それが各時点で正しく設定されているかどうかを確認するのに役立ちます。

C での Get Equal オペレーション

```
/* B_GET_EQUAL を使用して key 1 = 263512477 のレコードを
取得 */
memset(&dataBuf, 0, sizeof(dataBuf));
dataBufLen = sizeof(dataBuf); /* この値は 1047 */
account = 263512477;
*(BTI_LONG BTI_FAR *)&keyBuf[0] = account;
status = BTRV( B_GET_EQUAL, posBlock, &dataBuf,
&dataBufLen, keyBuf, 1);
/* dataBufLen は現在 56 */
```

Visual Basic での Get Equal オペレーション

```
dataBufLen= length(dataBuf) ' この値は 1047
account% = 263512477
status = BTRV(B_GETEQUAL, PosBlock$, dataBuf,
dataBufLen, account%, 1)
' dataBufLen は現在 56
```

返されたレコードがデータ バッファ長で指定された値より長いと、MicroKernel はデータ バッファ長で設定されたサイズに従ってできるだけ多くのデータを返し、ステータス コード 22 を返します。

チャンクによるレコードへのアクセス

Btrieve のデータ バッファ長パラメーターは 16 ビットの符号なし整数であるため、レコード長を 65,535 に制限します。Chunk オペレーションは、レコードの部分の読み取りまたは書き込みを行えるようにして、この制限をはるかに超えてレコード長を拡張します。チャンクは、オフセットと長さとして定義されます。オフセットは 64 GB までの大きさにすることができますが、長さは 65,535 バイトに制限されます。オペレーティング システムおよびデータ バッファ長パラメーターの制限は、Chunk オペレーションにも適用されます。ただし、Chunk オペレーションはレコードのどの部分にもアクセスできるので、この制限はレコード長に影響を与えず、1 つのオペレーションでアクセスできるチャンクの最大サイズにのみ影響を与えます。

たとえば、Chunk オペレーションで、アプリケーションは 3 つのチャンク 取得呼び出しを行うことによって 150,000 バイト レコードを読み取ることができます。この例の各チャンクの長さは、50,000 バイトです。最初のチャンクはオフセット 0 から始まり、次のチャンクはオフセット 50,000 から始まり、最後のチャンクはオフセット 100,000 から始まります。

チャンクのオフセットと長さは、キー セグメント、レコードの固定長部分、可変長部などの MicroKernel が認識するレコードの内部構造に対応する必要はありません。また、チャンクは、アプリケーションが定義するフィールドなどのレコードの部分に一致する必要はありません。ただし、定義された部分をチャンクとして更新すると便利な場合があります。



メモ チャンクは、チャンクを定義しているオペレーションの実行中のみ有効です。

場合によっては、クライアント / サーバー環境で Chunk オペレーションを使用すると、クライアントのリクエスターはより小さなデータ バッファ長を設定してリクエスターのメモリ必要量を少なくすることができます。たとえば、アプリケーションがレコード全体のオペレーションを使用し、最高 50 KB 長のレコードにアクセスした場合、リクエスターはデータ バッファ長を最低でも 50 KB に設定しなければならず、それによって 50 KB の RAM を使用することになります。しかし、たとえば、アプリケーションが Chunk オペレーションを使用し、各チャンクのサイズを 10 KB に制限した場合、リクエスターはデータ バッファ長を 10 KB に設定することができ、それによって 40 KB の RAM が節約されることになります。

レコード内のカーソル

レコード内のカーソルが Chunk オペレーションに関連するのは、現在のレコード内のオフセットを追跡するからです。現在位置は、読み取りまたは書き込みが行われたチャンクの最後のバイトを 1 バイト越えたオフセッ

トです。(これに関しては、最後のオペレーションでレコード全体を読み取ろうとし、**MicroKernel** がそのレコードの一部のみを返した場合でも同じです。レコードの一部のみを返す現象は、データバッファ長が不十分であるときに発生します。)

例外は、**Truncate** サブファンクションを使用する **Update Chunk** オペレーション (53) の場合です。この場合、**MicroKernel** は切り捨てられたレコードの終わりから 1 バイト先のオフセットを現在位置と定義します。

MicroKernel はレコード内カレンシーを追跡することにより、以下のことが行えます。

- **Chunk** オペレーションに対してネクストインレコード サブファンクションのバイアスを与える。

チャンクのオリジナルのオフセット、長さおよび個数を指定すると、**MicroKernel** はそれ以降のオフセットを計算します。

- チャンクにアクセスする際のパフォーマンスを向上する。

レコード内カレンシーは、ポジションブロックで最後にアクセスされた同じレコードを処理する限り、また、次のチャンク オフセットがレコード内の現在位置より大きい限り、**Chunk** オペレーションを高速化することができます。(つまり、レコード内カレンシーの利点を得るためにレコード内の直後のバイトにアクセスする必要はありません。)



メモ **MicroKernel** は、現在のレコードのレコード内カレンシーのみを保持します。物理カレンシーまたは論理カレンシーを変更すると、**MicroKernel** はレコード内カレンシーもリセットします。

Chunk オペレーション

Get Direct/Chunk オペレーション (23) と **Update Chunk** オペレーション (53) を使用して、チャンクにアクセスします。これらのオペレーションを使用するには、チャンクのオフセットと長さを定義するチャンク記述子構造を定義する必要があります。**Get Direct/Chunk** オペレーションの場合、チャンク記述子構造は **MicroKernel** がチャンクを返す先のアドレスも指定する必要があります。

Get Direct/Chunk オペレーションを使用する前に、**Get Position** オペレーション (22) を発行することによって現在のレコードの物理アドレスを取得する必要があります。1 つの **Chunk** オペレーションで、ネクストインレコード サブファンクション バイアスを使用してレコード内の複数のチャンクを取得または更新することができます。

レコードの挿入と更新

ほとんどの場合、レコードの挿入と更新は簡単なプロセスです。つまり、**Insert** オペレーション (2) または **Update** オペレーション (3) を使用し、データ バッファを使用してレコードを渡します。ここでは、挿入と更新に関連するいくつかの特別な場合について説明します。

ミッションクリティカルな挿入と更新における信頼性の確保

MicroKernel は非常に信頼性のあるデータ管理エンジンですが、システム障害を防ぐことができません。クライアント / サーバー アプリケーションでシステム障害がよく起こるのは、ネットワーク障害が発生する可能性があるからです。以下の **MicroKernel** 機能を利用して、信頼性を高めることができます。

- **トランザクション一貫性保守**。一貫性保守は、アプリケーションが **End Transaction** オペレーションから正常終了を示すステータス コードを受け取る前に、変更がディスクへコミットされていることを保証します。トランザクションは通常、複数の変更操作が 1 つのグループとして成功または失敗する必要がある場合、それらをグループ化するのに使用されます。また一方、変更がディスクへコミットされるタイミングはアプリケーションが管理するため、トランザクション一貫性保守は単一の操作にとっても役に立ちます。

Begin Transaction オペレーションと **End Transaction** オペレーションの内側で個々のミッション クリティカルな挿入操作および更新操作を「ラップ」し、**MicroKernel** の [トランザクション一貫性保守] 設定オプションを使用することを検討してください。**Begin Transaction** オペレーションと **End Transaction** オペレーションの詳細については、『**Btrieve API Guide**』を参照してください。トランザクション一貫性保守の詳細については、「**トランザクション一貫性保守**」を参照してください。



メモ アクセラレイティド モードでファイルを開くと、そのファイルに対するトランザクション ログは実行されなくなります。つまり、アクセラレイティド モードで開かれたファイル上で行われたオペレーションはトランザクション一貫性がありません。

- **システム トランザクション回数**。トランザクション一貫性保守を使用する別の方法として、**MicroKernel** のオペレーション バンドル制限と起動時間制限を使用してシステム トランザクションの回数を制御する方法があります。開いているファイルごとに、**MicroKernel** は一連のオペレーションを 1 つのシステム トランザクションにバンドルしま

す。システム障害が発生すると、最新のトランザクション以前に行われた変更の内容がすべて失われますが、ファイルは矛盾のない状態に復元されるので、システム障害の原因を解決した後にオペレーションを再試行することができます。

[オペレーション バンドル制限] 設定と [起動時間制限] 設定をともに 1 に設定すると、MicroKernel は各オペレーションを個別のシステムトランザクションとしてコミットします。そうするとパフォーマンスが下がるので、この方法はパフォーマンスの低下を認めることのできるアプリケーションにのみ有効です。これを決定する 1 つの方法は、アプリケーションの実行中に CPU の利用度を測定する方法です。CPU の 50 ~ 100% を利用するアプリケーションは、このアプローチの良い候補ではありません。

重複不可キーの挿入

レコードを挿入する場合で、同じキー値が既に存在する可能性があり、それを重複させたくない場合は、次のいずれかの方法を実行します。

- Insert オペレーション (2) を実行する。MicroKernel がステータス コード 5 を返すと、キー値は存在し、挿入を行えません。
- Get Key バイアス (55) で Get Equal オペレーションを実行する。MicroKernel からステータス コード 4 が返された場合、キー値はまだ存在していないので、挿入を実行できます。

Insert オペレーションが単独で存在し、ファイル内の論理カレンシーに依存しない場合、各 Insert より前に Get Equal を実行すると、オーバーヘッドが増えます。しかし、挿入がグループになっている場合は、Get Equal オペレーションがキー位置を指すインデックス ページをメモリに取り込むことで、これ以降に行われる Insert オペレーションが促進されます。

可変長レコードの挿入および更新

可変長データ ファイルを設計する場合は、アプリケーションがサポートするレコードの可変長部分の最大サイズを決定する必要があります。固定長部分と可変長部分の最大サイズを合計したサイズを収容するレコード構造を設定する必要があります。可変長レコードの読み取り、挿入および更新を行うときは、この構造体をデータ バッファとして使用します。

可変長レコードを挿入または更新する場合は、データ バッファ長パラメーターによって書き込むデータ量を MicroKernel に指示します。固定長部分のサイズに可変長部分の実際のデータ量を加えたサイズに、このパラメーターを設定します。データ バッファ長を、アプリケーションが可変長フィールドに対して許可する最大サイズに固定長を加えたサイズに設定しないでください。設定すると、MicroKernel は常に最大サイズを書き込みます。

たとえば、以下のレコードを挿入すると仮定します。

キー 0 : Owner 30 バイト ZSTRING	キー 1 : Account 8 バイト INTEGER	Balance (キーではない) 8 バイト	Comments (キーではない) 1,000 バイト
John Q. Smith	263512477	1024.38	解説

以下に、Insert オペレーションの例を示します。ここで、データバッファの長さは固定長部分に Comments フィールド内のデータ量 (8 バイト) を加えた長さとして計算されることに注意してください。加えるのは、Comments フィールドの最大サイズ (1,000 バイト) ではありません。

Insert オペレーション

```
#define MAX_COMMENT 1000 /* コメントの最大サイズ */
typedef struct
{ char owner[30];
  int number;
  int balance;
} FixedData;
typedef struct
{ FixedData fix;
  char variable[MAX_COMMENT];
} DataBuffer;

DataBuffer account;
BTI_ULONG dataBufLen;
BTI_SINT status;

strcpy(account.fix.owner, "John Q. Smith");
account.fix.number = 263512477;
account.fix.balance = 102438;
strcpy (account.variable, "Comments");
dataBufLen = sizeof(FixedData) +
strlen(account.variable) +1;
/* +1 はデータの後にヌル文字用 */
status = BTRV(B_INSERT, PosBlock, &account,
&dataBufLen, keyBuffer, 0);
```

固定長部分の読み取りおよび更新

データ バッファ サイズを固定長に設定することによって、レコードの固定長部分だけを読み取ることができます。MicroKernel は、固定長部分とステータス コード 22 だけを読み取りますが、そのとき Update オペレーションを使用し、固定長部分だけを渡すと、可変長部分は失われます。その代わりに、Update Chunk オペレーション (53) を使用すると、バイト オフセットと長さに基づいてレコードの一部が更新されます。バイト オフセットを

0 に設定し、その長さを固定長部分の長さに設定します。このオペレーションは固定長部分を更新し、可変長部分を残します。

変更不可キーの更新

変更不可と定義されているキー値を更新しようとする、MicroKernel はステータスコード 10 を返します。いずれにしてもキー値を変更する場合は、まずレコードを Delete (4) し、次にレコードを Insert (2) する必要があります。

No-Currency-Change (NCC) オペレーション

キー番号パラメーターに -1 (0xFF) を渡すことによって、No-Currency-Change (NCC) オペレーションと呼ぶ、標準の Insert または Update のバリエーションを実行することができます。NCC オペレーションは、アプリケーションが Get Next オペレーション (6) などの別のオペレーションを実行するために元の論理位置をファイルに保存しておく必要がある場合に有効です。

NCC Insert オペレーションを使用せずに同じ効果を実現するには、以下の手順を実行する必要があります。

- 1 Get Position (22) –現在の論理レコードの 4 バイト物理アドレスを取得します。手順 3 で使用するためにこの値を保存します。
- 2 Insert (2) –新しいレコードを挿入します。このオペレーションにより、新しい論理カレンシーおよび物理カレンシーが確立されます。
- 3 Get Direct/Record (23) –論理カレンシーと物理カレンシーが手順 1 の時点の状態になるよう、これらを再確立します。

NCC Insert オペレーションは論理カレンシーで標準の Insert と同じ効果がありますが、物理カレンシーでは別の効果があります。たとえば、これら 2 つの手順のいずれかに続けて Get Next (6) オペレーションを実行した場合は、どちらの手順でも結果は変わりませんが、Step Next (24) を実行した場合は、異なるレコードが返される可能性があります。

NCC Update オペレーションを使用せずにオリジナルの位置を保つには、以下の手順を実行する必要があります。

- 1 Get Next (6) –一次の論理レコードを確立します。
- 2 Get Position (22) –一次の論理レコードの 4 バイトの物理アドレスを取得します。手順 8 で使用するためにこの値を保存します。
- 3 Get Previous (7) –現在の論理レコードを再確立します。
- 4 Get Previous (7) –直前のレコードを確立します。
- 5 Get Position (22) –直前の論理レコードの 4 バイトの物理アドレスを取得します。手順 8 で使用するためにこの値を保存します。
- 6 Get Next (6) –現在の論理レコードを再確立します。

- 7 **Update (3)** –影響を受けたレコードを更新します。この標準の Update オペレーションが指定されたキーの値を変更する場合、新しい論理カレンシーも確立します。
- 8 **Get Direct/Record (23)** –手順 7 で更新されたレコードの前または後のレコードにカレンシーを設定します。アプリケーションが前方検索を続ける場合は、手順 2 で保存されたアドレスを **Get Direct/Record** オペレーションに渡します。アプリケーションが後方検索を続ける場合は、手順 5 で保存されたアドレスを渡します。

マルチレコードのオペレーション

Pervasive PSQL は、複数のレコードまたは複数のレコードの一部にフィルタリングを行い、データを返すのに、高いパフォーマンスのメカニズムを提供します。このメカニズムは、Extended オペレーションと呼ばれ、4つの特別なオペレーション コードでサポートされます。

- Get Next Extended (36)
- Get Previous Extended (37)
- Step Next Extended (38)
- Step Previous Extended (39)

これらのオペレーション のコードの記述方法については、『Btrieve API Guide』を参照してください。このセクションでは、これらのオペレーション を最高のパフォーマンスで使用するために、最適化する方法を説明します。

用語

次の語はほかの状況では別の意味を持つことがあります。このセクションでの用途では、次のような定義になります。

ディスクリプター

拡張式とも呼ばれます。Btrieve Extended オペレーションをどのように実行するかを示す、データ バッファ全体の内容です。

フィルター

拡張式の一部は選択されるレコードに適用される選択式を表します。

条件

単一の論理演算子を使用するフィルターの一部です。

コネクタ

後続の条件を接続する論理演算子です。AND、OR、または NONE のいずれかになります。

エクストラクタ

拡張式の一部で、どのデータを返すかを定義します。

キー

インデックス定義全体で、複数のセグメントを含むこともできます。Get オペレーションでは、MicroKernel がデータ ファイル内を単一のキー パスで移動することが必要です。

キー セグメント

複合インデックス、またはマルチセグメント キーとも呼ばれ、複数のセグメント定義ができます。各セグメントには、オフセット、長さ、データ型などを定義します。

背景

Extended オペレーションに対するフィルターの評価メカニズムは、非常に高速に設計されています。余計な処理を行わず直接的な方法で式を評価します。このアプローチにより、インターフェイスが独特な方法をとっていることに気付かれることでしょう。

- Extended オペレーションは初期位置を確立しません。現在の位置から前または後に移動するだけです。したがって、条件 (`lastname = 'Jones' AND firstname = 'Tom' AND city = 'LasVegas'`) に該当するすべてのレコードを検索するためには、アプリケーションは `Get Next Extended` オペレーションを実行する前に `Get Equal` オペレーションを実行する必要があります。
- フィルターの評価は厳密に左から右へと行われます。たとえば、アプリケーションは、単一の Extended オペレーションを実行して、条件 (`(Age = 32 AND Gender = "M") OR (Age = 30 AND Gender = "F")`) を満たすすべてのレコードを取得することはできません。

この種の検索では、最も効率を上げるためにはファイルの中であちこち移動する必要がありますが、Extended オペレーションではこのような移動は行いません。Extended オペレーションでは、論理キーまたはレコードパスに沿って一度に1レコード移動します。上に挙げたような複合論理式は、Pervasive PSQL の一部である SQL Relational Database Engine (SRDE) にあるような最適化プログラムを必要とします。その代わりに、MicroKernel は式を左から右へと評価し、フィルターの評価を可能な限り高速に行います。

上記の検索を行うには、呼び出しプログラムは2つの `Get Extended` 呼び出しを行います。それぞれの呼び出しの前に `GetEqual` オペレーションを実行してカーソルを先頭レコードに位置付けてから実行します。1つの Extended オペレーションで、上の例の4つの条件を使用する場合、(`Age = 32 AND (Sex = "M" OR (Age = 30 AND Sex = "F"))`) のように評価されます。言い換えると、MicroKernel は各レコードで最初の条件を評価し、次に論理演算子に注目して、次の条件を評価する必要があるかどうかを判断します。最初の条件が `False` の場合、AND 演算子は式全体が `False` であることを意味します。

検証

Extended オペレーションがステータスコード 62 (無効なディスクリプター) を返す場合がたくさんあります。最も一般的なものを以下に挙げます。

- ディスクリプターの長さが不十分です。これは、フィルター条件の数、各条件の長さ、ACS や ISR が使用されていれば何を使用しているか、および抽出するフィールドの数によって異なります。

レコードの処理

- データバッファ。長さは、ディスクリプターを完全に含むことができる長さが最低限必要です。
- 各条件は有効なデータ型である必要があります。Btrieve のキータイプの 1 つである必要があります。
- 比較コードに使用するフラグは有効なもの (FILTER_NON_CASE_SENSITIVE、FILTER_BY_ACS、FILTER_BY_NAMED_ACS) である必要があります、文字列型フィールド (STRING_TYPE、LSTRING_TYPE、ZSTRING_TYPE、WSTRING_TYPE、WZSTRING_TYPE) にしか使用できません。
- 有効な比較コード (1-6) である必要があります。
- 有効なコネクタ (0-2) である必要があります。
- 参照する ACS や ISR はあらかじめ定義されている必要があります。
- 最後のフィルター条件には終端文字 (コネクタが 0) が必要です。
- ほかのすべてのフィルター条件は終端文字を含めてはいけません (コネクタが 1 または 2)。
- エクストラクタレコード カウントが 0 ではありません。

最適化

Extended オペレーションの最適化というのは、現在のキーパスにフィルター条件を満たすレコードが残っている可能性がない場合に、MicroKernel がそのキーパスを使用してレコードを探すのをやめることができる、ということです。Pervasive PSQL 2000i SP3 以降、MicroKernel は複数の条件で最適化を行うことができます。ただし、それらの条件が順次発生し、現在のキーのセグメントに合致している場合に限りです。

各条件の評価時に、MicroKernel は指定されたセグメントが最適化可能かどうかを決定します。最適化を実行するには、以下のすべてが真である必要があります。

- Step Extended オペレーション (38 または 39) ではなく、Get Extended オペレーション (36 または 37) である。
- 前のセグメントの評価時に一致するレコードが見つかっているため、残りのセグメントの最適化を無効にできない。
- OR コネクタによって、現在の条件と後続のすべての条件が最適化不能になる。これは式が左から右へ評価されるためです。
- 条件は、現在のキーセグメントと同じレコード内のオフセットを参照している。
- 条件は以下の要件を満たす必要があります。
 - レコード内で、現在のキーセグメントと同一フィールド長を参照している。
 - または、データ型が文字列型の 1 つである場合は、キーの部分文字列である。

- 条件はキーと同じフィールド型を参照している。
- 条件で、フィールドをレコード内の別のフィールドと比較していない (FILTER_BY_FIELD)。
- 条件とキーの大文字小文字の区別の設定が同じである。
- データ型が文字列型の 1 つである場合、条件はキーと同じ ACS または ISR を持っている。
- 条件が最初のキー セグメントで最適化されない場合を除き、論理演算子は EQ (=) である。
- 最初のキー セグメントの場合、論理演算子には、方向が前方の場合は LT または LE (< または <=)、逆方向の場合は GT または GE (> または >=) も使用できます。これらの論理演算子では、1 つのフィルター条件のみが最適化されます。

実際の方向はオペレーションによって示される方向だけでなく、現在のキーが降順か昇順かにも左右されます。

表 33 Extended オペレーションの実際の方向

	昇順のキー セグメント	降順のキー セグメント
Get/Step Next	昇順 / 前方	降順 / 後方
Get/Step Prev	降順 / 後方	昇順 / 前方

以降のすべてのセグメントに対する最適化は、以下のいずれかによって無効にされます。

- これ以上最適化するセグメントがキーにない場合。
- 現在の条件に OR コネクタがある場合。
- 現在の条件は最適化されたが、条件が関連するキー セグメントの部分文字列である場合。
- 現在の条件は最適化されたが、論理演算子が EQ (=) でない場合。
- 現在の条件は最適化されず、前の条件が最適化された場合。つまり、複数の条件が AND で結合されている場合、最初の最適化条件となる最初のキー セグメントに一致するものは、フィルター内の最初の条件である必要はないということです。ただし、最初のキー セグメントに最適化できる条件がいったん見つかると、そのほかの最適化条件は最初の最適化条件の直後に続いて発生する必要があります。



メモ Pervasive PSQL 2000i SP3 では、最適化条件をフィルター内で最初に発生させる必要があるという不具合がありました。したがって、最適化されない条件を最適化条件の前に置くという機能は SP3 より後でのみ有効です。この機能は SP3 より前でも有効でしたが、最適化することができるのは 1 つの条件だけでした。

例

後述の例では次のサンプル データを使用します。

表 34 マルチレコード オペレーション用のサンプル データ

レコード	Field 1	Field 2	Field 3	Field 4
1	AAA	AAA	AAA	XXX
2	AAA	BBB	BBB	OOO
3	AAA	CCC	CCC	XXX
4	BBB	AAA	AAA	OOO
5	BBB	AAA	BBB	XXX
6	BBB	AAA	CCC	OOO
7	BBB	BBB	AAA	XXX
8	BBB	BBB	BBB	OOO
9	BBB	BBB	CCC	XXX
10	BBB	CCC	AAA	OOO
11	BBB	CCC	BBB	XXX
12	BBB	CCC	CCC	OOO
13	CCC	AAA	CCC	XXX
14	CCC	CCC	AAA	OOO

上のテーブルは、Field 1、Field 2、および Field 3 がこの順で複合キーであるとしてます。アプリケーションでは、このファイルに対し、前述の 3 つのフィールドから成るセグメント キーを使用して GetFirst オペレーションを実行し、引き続き GetNextExtended オペレーションを実行します。以下の例には想定されるかっこが含まれていることに注意してください。フィルターが左から右へ評価される時、かっこはこの位置にのみ出現します。

キー セグメントに対して最適化を行うためには、フィルター条件に指定したオフセット、長さ、データ型、大文字小文字の区別、および ACS はキー定義と同一である必要があることを忘れないでください。

(Field1 = AAA AND (Field2 = AAA AND (Field3 = AAA)))

MKDE はレコード 1 を取得し、ステータス コード 64 (最適化限度を越えた) で検索を停止します。最適化条件を満たす最後に調べたレコードはレコード 1 で、これが現在のレコードになります。Pervasive.SQL 2000 SP3 より前のエンジンでは、1 つの条件しか最適化することができなかつたため、現在のレコードはレコード 3 のままでした。

(Field1 = AAA OR (Field2 = AAA OR (Field3 = AAA)))

MKDE はレコード 1、2、3、4、5、6、7、10、13 および 14 を取得し、ステータス コード 9 (ファイルの終わりに達した) を返します。最初の条件に OR コネクタが含まれているため、どの条件も最適化されません。現在のレコードは、レコード 14 になります。

(Field1 = BBB AND (Field2 = BBB OR (Field3 = BBB)))

MKDE はレコード 5、7、8、9 および 11 を取得し、ステータス コード 64 を返します。OR コネクタが含まれていないため、最初の条件が最適化されましたが 2 番目の条件は最適化されませんでした。最適化条件を満たす最後に調べたレコードはレコード 12 で、これが現在のレコードになります。

(Field4 = OOO AND (Field2 = BBB AND (Field3 = BBB)))

MKDE はレコード 2 と 8 を取得し、ステータス コード 9 を返します。最初のキー セグメントに対してはどの条件も最適化されず、したがって次のセグメントも最適化されません。現在のレコードは、レコード 14 になります。

(Field1 = BBB AND (first byte of Field2 = B AND (Field3 = BBB)))

MKDE はレコード 8 を取得し、ステータス コード 64 を返します。最初の 2 つの条件は最適化されますが、2 番目の条件がサブ文字列であるため、3 番目の条件は最適化されません。最適化条件を満たす最後に調べたレコードは、レコード 9 です。Pervasive.SQL 2000 SP3 より前のエンジンは 1 つの条件しか最適化できなかつたため、レコード 12 が現在のレコードになります。

(Field1 = BBB AND (Field2 = Field3))

これは、2 番目のオペランドが定数ではなくレコードの別のフィールドであることを示す、+64 のバイアスを比較コードに使用して行われます。MKDE はレコード 4、8、および 12 を取得し、ステータス コード 64 を返します。最初の条件は最適化されますが、2 番目の条件は定数と比較されないため最適化されません。最適化条件を満たす最後に調べたレコードは、レコード 12 です。

(Field1 <= BBB AND (Field2 <= BBB AND (Field3 <= BBB)))

MKDE はレコード 1、2、4、5、7 および 8 を取得し、ステータス コード 64 を返します。最初の条件は最適化されますが、論理演算子 OR を含まないため次の条件は最適化されません。最適化条件を満たす最後に調べたレコードは、レコード 12 です。

(Field1= BBB AND (Field2 < BBB AND (Field3 < BBB)))

MKDE はレコード 4 を取得し、ステータス コード 64 を返します。最初の条件は最適化されますが、2 番目の条件は論理演算子 EQ を含まないため最適化されません。最適化条件を満たす最後に調べたレコードは、レコード 12 です。

(Field1= BBB AND (Field2 = BBB AND (Field3 < BBB)))

MKDE はレコード 7 を取得し、ステータス コード 64 を返します。最初の 2 つの条件は EQ を使用しているため最適化されますが、3 番目の条件は最適化されません。最適化条件を満たす最後に調べたレコードは、レコード 9 です。Pervasive.SQL 2000 SP3 より前のエンジンは 1 つの条件しか最適化できなかったため、レコード 12 が現在のレコードになります。

(Field2>= AAA AND (Field2 <= BBB AND (Field1 >= AAA) AND (Field1 <= BBB)))

MKDE はレコード 1、2、4、5、6、7、8 および 9 を取得し、ステータス コード 64 を返します。最初の 3 つの条件は最初のキー セグメントに対して最適化されませんが、これらはすべて AND で結合されているため、4 番目の条件は検索を最適化するのに使用されます。2 番目の条件は、4 番目の条件の直後に発生すれば最適化することができます。しかし、キー セグメントに関連する位置がずれているため、最適化されません。1 つのキー セグメントのみが最適化されるため、最適化条件を満たす最後に調べたレコードは、レコード 12 になります。Pervasive.SQL 2000 SP3 には不具合があり、最適化可能な条件が最初に発生しない場合には最適化が妨げられます。したがって、SP3 エンジンは同じレコードを取得しますが、ステータス コード 9 を返します。

パフォーマンスのヒント

このセクションでは、オペレーションの速度を上げる方法に関して説明します。

コネクタ

Extended オペレーションは論理式を左から右へ評価するため、この機能は、最も効率的な方法で必要なデータを抽出するために式を評価するのに使用することはできません。Extended オペレーションは、最初にカーソルをファイル内の適切な位置に設定して Get または Step オペレーションと共に使用するように設計されています。したがって、最初に提案できることは次のようになります。

- 1 つのフィルター内に AND と OR コネクタを混在させないようにします。もしそうする場合は、キーのセグメントに一致するように AND 条件を最初に置き、少なくともエンジンがキーパスの少ない部分で検索を最適化できるようにします。

言い換えると、インデックスにないフィールドに対する OR で結合する条件は、インデックス付きのフィールドに対する最適化可能な条件の後に追加するのが適切です。たとえば、全国の電話帳から、テキサス州に住む "William"、"Bill"、"Billy" または "Billybob" という名前の人をすべて検索するとします。State フィールドのキーを使用し、GetEqual を使用してテキサス州の最初の人に現在のレコードを設定します。次に (State = "Texas" AND (FirstName = "William" OR (FirstName = "Bill" OR (FirstName = "Billy" OR (FirstName = "Billybob"))))) のようなフィルターを使って GetNextExtended を呼び出します。エクストラクタのリジェクト カウントが 10,000 で検索する最大レコード件数が 100 の場合、GetNextExtended はおよそ 10,000 レコードを見た後制御を戻します。しかし、テキサス州の 14,000,000 人を処理するには、ユタ州に到達してステータス コード 64 (フィルター制限に達しました) が返されるまで、同じ GetNextExtended オペレーションを何度も何度も繰り返す必要があります。この処理は各レコードを 1 度に 1 つずつアプリケーションに転送するよりはずっと速く行われます。

しかし、State と FirstName に複数のインデックスが存在した場合はどうでしょうか。上の GetNextExtended は動作はしますが、4 つの州と FirstName の組み合わせのそれぞれで GetEqual および GetNextExtended を行って両方のフィールドで最適化を行えば、ずっと速く処理できます。

したがって、インデックスが使用できない場合は、OR コネクタを使ったフィルターを使用することが唯一有効な方法であることがわかります。キーに一致するフィールドに対する AND コネクタが優先されます。

リジェクト カウント

もう 1 つ理解する必要のある問題は、リジェクト カウントの設定方法です。使用するアプリケーションが MicroKernel エンジンのサービスを受ける唯一のアプリケーションである場合は、ネットワークトラフィックまたは内部的な通信処理を最低限に保つことができるため、最大のリジェクト カウントを使用することが最も効果的です。ただし、並行処理が高い頻度で行われる環境でたくさんのアプリケーションが実行される場合は、リジェクト カウントの設定が大きすぎると重大な結果を招きます。

MicroKernel は、1 つのファイルに複数のアトミックな Btrieve オペレーションを実行中であっても、同時にたくさんの Btrieve 要求を処理することができます。したがって、読み取りスレッドがいくつでも許容されるだけでなく、1 つの書き込みスレッドが同じファイルにアクセスできます。ほとんどの Btrieve オペレーションは読み取り操作で、それらは実行に多くの時間を要しません。そのため、書き込み操作を行う場合は、すべての読み取り処理が終わるのを待ってから、レコードの挿入、更新、または削除を行う瞬間にファイルをロックします。この調整は、完了するのに長い時間がかかる読み取り操作を行わない限り、非常によく機能します。リジェクト カウントの値を大きく設定した Extended オペレーションで、レコードが見つからない場合にそうなります。これは読み取り処理を何度も何度も繰り返します。ほかの読み取り操作は問題なく完了しますが、書き込み操作は停

滞し始めます。書き込み操作がファイルに対して 100 回書き込みアクセスを試行すると、フラストレーション カウントと呼ばれる回数に達します。この時点で、書き込み操作はすべての新しい読み取りスレッドにブロックをかけます。その結果、このファイルに対するすべての **Btrieve** オペレーションは **Extended** オペレーションが完了するまで停止します。

- このため、並行処理が高い頻度で行われる環境で使用されるアプリケーションの場合は、リジェクト カウントは 100 から 1000 の間で使用してください。また、**Extended** オペレーションの最適化をするようにして、**MicroKernel** がレコードの読み取りと拒否を頻繁に行わなくてもよいようにしてください。

100 から 1000 のリジェクト カウントを使用したとしても、レコードをアプリケーションに戻してから拒否するよりも、**MicroKernel** に読み取りと拒否を実行させる方がよいです。

キーの追加と削除

Btrieve は、ファイルのキーを追加および削除するための操作を 2 つ用意しています。**Create Index** (31) と **Drop Index** (32) です。**Create Index** オペレーションは、ファイルが作成された後にファイルにキーを追加する場合に有効です。**Drop Index** オペレーションは、インデックス ページが損傷しているキーを削除する場合に有効です。キーを削除した後に、そのキーを再度追加することができますが、そうすると、**MicroKernel** によってインデックスが再構築されます。

キーを削除すると、特に他の指定をしない限り、**MicroKernel** はそのキーよりも大きな番号を持つすべてのキーの番号を付け替えます。**MicroKernel** は、より大きな番号を持つすべてのキーから 1 を引くことによって、キー番号の付け替えを行います。たとえば、キー番号 1、4、および 7 を持つファイルがあるとしましょう。キー 4 を削除すると、**MicroKernel** はキーの番号を 1 および 6 と付け直します。

MicroKernel によってキー番号を自動的に付け替えられたくない場合は、バイアス値 **0x80** をキー番号パラメーターに設定する値に加算します。これにより、キー番号に空きを残しておくことができ、その結果、ファイル内のほかのキー番号に影響を及ぼすことなく、損傷したキーを削除し、そのキーを再構築することができます。インデックスを再構築するには、**Create Index** オペレーション (31) を使います。このオペレーションではキー番号を指定できます。



メモ 番号の付け替えを指示しないでキーを削除した場合、その後でユーザーが具体的なキー番号を割り当てずに影響を受けたファイルを複製すると、複製したファイルには元のファイルとは異なるキー番号が割り当てられます。

複数のクライアントのサポート

9

この章では、以下の項目について説明します。

- 「[Btrieve クライアント](#)」
- 「[受動的並行性 \(パッシブ コンカレンシー\)](#)」
- 「[レコードのロック](#)」
- 「[ユーザー トランザクション](#)」
- 「[複数並行制御ツールの例](#)」
- 「[複数ポジションブロックの並行制御](#)」
- 「[複数ポジションブロック](#)」
- 「[クライアント ID パラメーター](#)」

Btrieve クライアント

Btrieve クライアントとは、Btrieve 呼び出しを行うアプリケーション定義のエンティティです。各クライアントは Btrieve 呼び出しを実行でき、MicroKernel に登録されているファイルなどのリソースを個々に持ちます。また、MicroKernel はクライアントごとに排他トランザクションと並行トランザクションの両方の状態を保持します。

複数のクライアントを同時にサポートしなければならない場合は、パラメーターとしてクライアント ID を含む BTRVID 関数または BTRCALLID 関数を使用します。クライアント ID パラメーターは、MicroKernel がコンピュータ上のクライアントを区別できるようにする 16 バイト構造体のアドレスです。以下に、クライアント ID を使用することが有効である場合の例を示します。

- すべて同時に処理されるいくつかのトランザクションを実行するマルチスレッド型アプリケーションを作成します。アプリケーションでは、Begin Transaction オペレーションごとに異なるクライアント ID を指定します。MicroKernel は、クライアント ID 別にトランザクションの状態を保持します。
- 2 つのクライアント ID を使用し、クライアント ID ごとにいくつかのファイルを開くアプリケーションを書きます。アプリケーションは BTRVID、BTRCALLID、または BTRCALLID32 を使って Reset オペレーションを実行できるので、MicroKernel は指定された 1 つのクライアント ID のファイルを閉じて、リソースを解放することができます。
- アプリケーション自体の複数のインスタンスが同時に動作できるようにアプリケーションを書きます。アプリケーションのデータの整合性をとるために、MicroKernel にはすべてのインスタンスが 1 つのクライアントであるように見えなければなりません。この場合、アプリケーションのどのインスタンスがその呼び出しを行っているかに関係なく、アプリケーションは各 Btrieve 呼び出しで同じクライアント ID パラメーターを提供します。
- Dynamic Data Exchange (DDE) サーバーの役割を果たすアプリケーションを書きます。Btrieve 呼び出しを行うサーバー アプリケーションは、サーバー アプリケーションへ要求を発信するアプリケーション間で返された情報を分配する必要があります。この場合、アプリケーションは各要求元のアプリケーションに異なるクライアント ID を割り当てることにより、複数のクライアント間に配信される情報を追跡するための手段を提供できます。

MicroKernel はいくつかの並行制御方法を提供し、いくつかの実装ツールを使用して、複数のクライアントが同じファイル内のレコードを並行してアクセスまたは変更しようとする場合に発生する可能性のある競合を解決します。

並行制御方法は以下のとおりです。

- 「[受動的並行性 \(パッシブ コンカレンシー\)](#)」
- 「[レコードのロック](#)」
- 「[ユーザー トランザクション](#)」

実装ツールは以下のとおりです。

- 明示的レコード ロック
- 暗黙レコード ロック
- 暗黙ページ ロック
- ファイル ロック

以降では、MicroKernel の並行制御方法について詳しく説明します。各セクションを読むとき、表 35 を参照してください。この表では、2 つのクライアントが同じファイルのアクセスまたは変更を行おうとする場合に発生する可能性のある競合のタイプをまとめています。この表 35 では、ローカルクライアントのアクションを説明しています。



メモ アプリケーションが BTRVID 関数を使用して同じアプリケーション内で複数のクライアントの定義と管理を行う場合、そのようなクライアントはローカル クライアントと見なされます。

この表では、クライアント 1 は表の左端の列の略語によって識別されるアクションを実行し、次にクライアント 2 が表の上端の行の略語によって識別されるアクションのうちの 1 つを実行しようとします。

これらの略語によって表されるアクションについては、「[アクション コード](#)」で説明しています。

前提条件

表 35 は以下のことを前提としています。

- 表の特定のセルでは、クライアント 2 はクライアント 1 がアクションの実行を開始した後にアクションを実行しようとします。最初のアクションが終了しないと、第 2 のアクションは開始できません。
- クライアント 2 が更新または削除操作を実行するセルの場合、クライアント 2 はクライアント 1 がアクションを実行する前に、影響を受けるレコードをあらかじめ読み取っているものとします。
- アクション MDR および MTDR のようにクライアント 2 のアクションが明示的に記述されていない限り、双方の操作が読み取りであっても、更新または削除であっても、クライアント 1 と 2 は常に同じレコードに対してアクションを実行します。

複数のクライアントのサポート

- クライアント 2 のアクションが明示的に記述されていない限り（アクション ITDP を参照してください）、クライアント 1 と 2 がともに挿入、更新、または削除操作を実行する場合、両クライアントは共通するページのうち少なくとも 1 ページを変更します。
- クライアント 1 の挿入操作の後でクライアント 2 が変更を実行する場合、変更されるレコードは挿入されたレコードではありませんが、両レコードはファイル内の 1 つ以上のデータ ページ、インデックス ページ、または可変ページを共有しています。

アクション コード

RNL	トランザクションでない処理または並行トランザクションにおける、ロック要求を伴わない読み取り。
RWL	トランザクションでない処理または並行トランザクションにおける、ロック要求を伴う読み取り。
INT	トランザクションでない処理における挿入。
ICT	並行トランザクションにおける挿入。
ITDP	並行トランザクションにおける挿入。同様に並行トランザクション内にいるクライアント 1 が挿入、更新、または削除によって変更したページとは異なるページを変更する。
MNT	トランザクションでない処理における変更（更新または削除）。
MDR	トランザクションでない処理における変更。クライアント 1 によって変更されたレコードとは異なるレコードを変更する。
MCT	並行トランザクションにおける変更。
MTDR	並行トランザクションにおける変更。クライアント 1 によって変更されたレコードとは異なるレコードを変更する。
EXT	排他トランザクションにおける読み取り、挿入または変更。

競合コード

適用外	適用されません（該当なし）。
NC	クライアント 1 とクライアント 2 のアクション間に競合またはブロックはありません。
RB	レコード レベルのブロック。クライアント 2 は、クライアント 1 でかけられたレコード ロックのためにブロックされます。

- PB** ページレベルのブロック。クライアント 2 は、クライアント 1 でかけられたページロックのためにブロックされます。
- FB** ファイルレベルのブロック。クライアント 2 は、クライアント 1 でかけられたファイルロックのためにブロックされます。
- RC** レコードの競合。初めクライアント 2 が読み取っていたレコードを後からクライアント 1 が変更したため、クライアント 2 は操作を実行できません。MicroKernel は、ステータスコード 80 を返します。

競合コード RB、PB、および FB の場合、クライアント 2 がノーウェイトタイプの操作（たとえば、ノーウェイトロックを指定した読み取りや、500 バイアスを指定して開始された並行トランザクションでの挿入または変更など）を指定していない限り、MicroKernel はクライアント 2 のアクションを再試行します。ノーウェイトの操作の場合は、MicroKernel はエラーステータスコードを返します。

表 35 ローカルクライアントに関して発生する可能性のあるファイル操作の競合

クライアント 2 のアクション										
	RNL	RWL	INT	ICT	ITDP	MNT	MDR	MCT	MTDR	EXT
クライアント 1 のアクション										
RNL	NC	NC	NC	NC	適用外	NC	適用外	NC	適用外	NC
RWL	NC	RB	NC	NC	適用外	RB	適用外	RB	適用外	RB
INT	NC	NC	NC	NC	適用外	NC	適用外	NC	適用外	NC
ICT	NC	NC	PB	PB	NC	PB	適用外	PB	適用外	PB
MNT	NC	NC	NC	NC	適用外	RC	NC	RC	NC	NC
MCT	NC	RB	PB	PB	NC	RB	PB	RB	PB	PB
EXT	NC	FB	FB	FB	適用外	FB	FB	FB	FB	FB

以下に、表 35 でアクションコードの組み合わせを解釈するための例を示します。

複数のクライアントのサポート

- EXT — RWL の組み合わせ。クライアント 1 は、排他トランザクション内からファイルのレコードを読み取ります。クライアント 2 は、トランザクションでない処理モードから、ノーウェイト ロック バイアスを指定してファイルからレコードを読み取ろうとすると、ステータスコード 85 (FB、ファイルレベルのブロック) を受け取ります。クライアント 2 がウェイト ロック バイアスを指定した場合、MicroKernel は操作を再試行します。
- ICT — ICT の組み合わせ。クライアント 1 は、並行トランザクション内からレコードを挿入します。クライアント 2 が同じファイルにレコードを挿入しようとした場合、MicroKernel は操作を再試行します。これは、この挿入操作で変更されるページの中の 1 つが、クライアント 1 で実行された挿入操作によって既に変更されているからです。クライアント 2 が 500 バイアスを指定した並行トランザクションを開始した場合、MicroKernel はステータスコード 84 を返します (この表については、「[前提条件](#)」を参照してください)。
- ICT — ITDP の組み合わせ。この組み合わせは、クライアント 1 によって変更されたページをクライアント 2 が変更しないという点を除いては、ICT — ICT に似ています。この場合、クライアント 2 で試行された操作は正常終了します (NC、ブロックなし、競合なし)。
- MCT — MTDR の組み合わせ。クライアント 1 とクライアント 2 は異なるレコードを変更しますが、クライアント 2 はページロックでブロックされます。このブロックが発生するのは、変更されるレコードがファイル内のデータ ページ、インデックス ページまたは可変ページを共有しているからです (この表については、「[前提条件](#)」を参照してください)。

受動的並行性（パッシブ コンカレンシー）

アプリケーションが、トランザクション モード外または並行トランザクション内から単一レコードの読み取り操作および更新操作を実行する場合は、受動的並行性に依存して更新の競合を解決することができます。受動的並行性は **MicroKernel** によって自動的に適用されるものであり、アプリケーションまたはユーザーからの明示的な指示を必要としません。

受動的並行性の状態にある場合、**MicroKernel** はクライアントが操作にロックバイアスを適用しなくてもレコードを読み取れるようにします。最初のクライアントがレコードを読み取ってから、そのレコードの更新または削除を試みるまでの間に、2 番目のクライアントがそのレコードを変更した場合、**MicroKernel** はステータスコード **80** を返します。この場合、最初のクライアントが行う変更は、レコードの古いイメージに基づいています。そのため、最初のクライアントは更新または削除操作を実行する前に、レコードを再度読み取る必要があります。

受動的並行性により、開発者はわずかな変更だけでシングルユーザー環境からマルチユーザー環境へアプリケーションを直接移動できます。

表 36 と表 37 は、受動的並行性を使用している場合に 2 つのクライアントがどのように相互作用するかを示しています。トランザクションでない場合と並行トランザクションからの場合を示します。

表 36 受動的並行性（トランザクションでない処理の例）

クライアント 1	クライアント 2
1. ファイルを開きます。	
	2. ファイルを開きます。
3. レコード A を読み取ります。	
	4. レコード A を読み取ります。
5. レコード A を更新します。	
	6. レコード A を更新します。 MicroKernel は、ステータスコード 80 を返します。
	7. レコード A を再度読み取ります。
	8. レコード A を更新します。

表 37 受動的並行性（並行トランザクションの例）

クライアント 1	クライアント 2
1. 並行トランザクションを開始します。	
	2. 並行トランザクションを開始します。
3. レコード A を読み取ります。	
4. レコード A を更新します。	
	5. レコード A を読み取ります。
6. トランザクションを終了します。	
	7. レコード A を更新します。MicroKernel は、競合ステータスコードを返します。
	8. レコード A を再度読み取ります。
	9. レコード A を更新します。
	10. トランザクションを終了します。



メモ クライアント 1 がレコード A の更新操作を既に実行した後でクライアント 2 がレコード A を読み取ったとしても、MicroKernel は手順 7 で競合エラーを正しく検出します。この競合が存在するのは、クライアント 1 が手順 6 でトランザクションを終了するまでレコード A に対して行った変更をコミットしないからです。クライアント 2 が手順 7 で更新を実行するときまでに、手順 5 で読み取ったレコード A のイメージは古くなってしまいます。

レコードのロック

多くの場合、クライアントは受動的並行性で実現されるものより強力な並行性制御を必要とします。そのため、**MicroKernel** では、クライアントが競合エラーを受け取らずにレコードの更新または削除を行えるようにすることができます。このエラーはステータスコード **80** で、このアプリケーションがレコードを読み取った後に別のクライアントがそのレコードを変更したことを示します。これを実現するには、クライアントはロックを要求してレコードを読み取る必要があります。**MicroKernel** がロックを許可した場合、ロックをかけたクライアントがロックを解除するまで、ほかのクライアントはレコードのロック、更新、削除は行えません。

したがって、操作が一時的にブロックされるためにクライアントが待機しなければならない場合があっても、レコードを更新または削除する機能は保証されます（たとえば、クライアントのレコードと同じデータ ページ上の別のレコードが、まだ実行されている並行トランザクション内の別のアプリケーションで変更される場合に、一時的なブロックが発生する可能性があります）。

クライアントはさまざまな種類のレコード ロックを明示的に要求できます。詳細については、「[ロック](#)」を参照してください。

ユーザー トランザクション

トランザクションによって、データが消失する可能性が低くなります。ファイルに加える変更が多く、また、これらの変更が確実に**すべて行われるか、まったく行われない**ようにする必要がある場合は、1つのトランザクションにこれらの変更用の操作を取り込みます。明示的なトランザクションを定義すれば、MicroKernel に複数の Btrieve オペレーションを1つのアトミック単位として処理させることができます。トランザクション内にオペレーション群を取り込むには、Begin Transaction オペレーション (19) と End Transaction オペレーション (20) でこれらのオペレーションを囲みます。

MicroKernel には、排他トランザクションと並行トランザクションの2種類のトランザクションがあります。どのタイプを使用するかは、変更するファイルに対するほかのクライアントからのアクセスをどのくらい厳しく制限するかにより決まります (MicroKernel では、ほかのアプリケーションやクライアントはトランザクションが終了するまで、どのような排他トランザクションまたは並行トランザクションにかかわる変更でも見ることはできません)。

タスクが排他トランザクション内のファイルで動作する場合、MicroKernel はトランザクションの期間中にファイル全体をロックします。ファイルが排他トランザクションでロックされると、ほかの非トランザクションクライアントはファイルを読み取れますが、変更することはできません。排他トランザクション内にいる別のクライアントも、最初のクライアントがトランザクションを終了してファイルのロックを解除するまで、ファイルのポジションブロックを必要とするオペレーション、たとえば、標準の Get オペレーションや Step オペレーションを実行できません。

アプリケーションが並行トランザクション内でファイルに操作をした場合、MicroKernel は以下のように、ファイル内で影響を受けるレコードとページのみをロックします。

- Get オペレーションまたは Step オペレーションが明確的に読み取りロック バイアスを指定して呼び出された場合、あるいは Begin Transaction オペレーションから読み取りロック バイアスを継承した場合、MicroKernel は Get オペレーションまたは Step オペレーションにおける1つまたは複数のレコードをロックします (ロックとロック バイアスについては、「[ロック](#)」を参照してください)。
- MicroKernel は、Insert、Update または Delete オペレーションで変更されるデータ ページ上のレコードをロックします。また、レコードが可変長レコードである場合、MicroKernel はそのレコードの各部分を含むすべての可変ページをロックします。最後に、MicroKernel は、Insert、Update または Delete オペレーションの結果として変更されるインデックス ページのエントリをロックします。インデックス ページの一部分の変更によって、エントリが別のページに移動することがあります。インデックス ページが分割または結合される場合が、その例です。

これらの変更では、トランザクションが完了するまでインデックスページの完全なページ ロックが保持されます。

排他トランザクションの場合と同様に、ほかのタスクは常に同時トランザクション内からロックされるデータを読み取ることができます。どのようなデータ ファイルでも、複数のタスクがそれぞれの並行トランザクションを操作して、トランザクション内で **Insert**、**Update** または **Delete** オペレーションを実行したり、読み取りロック バイアスを含む **Get** オペレーションまたは **Step** オペレーションを実行できます。これらの動作の唯一の制限は、2 つのタスクが個々の並行トランザクションから同じレコードまたはページを同時にロックできないということです。

並行トランザクションには、以下の追加機能が適用されます。

- ロックされたページは、トランザクションの期間中ロックされたままになります。
- トランザクションで単にレコードを読み取るだけの場合、**MicroKernel** はレコードも対応するページもロックしません。
- ほかのクライアントは、並行トランザクション内でファイルに加えられた変更について、トランザクションが終了するまで認識できません。

ロック

レコード、ページまたはファイル全体でもロックできます。いったんロックされたら、そのロックに関与するクライアント以外は誰もレコード、ページ、またはファイルを変更できません。同様に、あるクライアントが所有するロックは、以降で説明するように、別のクライアントによるレコード、ページまたはファイルのロックを防ぐことができます。

MicroKernel には、明示的ロックと暗黙ロックの 2 種類のロックがあります。クライアントが **Btrieve** オペレーション コードにロック要求を含めることによって明確にロックを要求する場合、そのロックを**明示的**ロックと呼びます。しかし、たとえクライアントが明示的にロックを要求しない場合でも、**MicroKernel** はクライアントが実行した動作の結果として影響を受けたレコードまたはページをロックできます。この場合、**MicroKernel** が行うロックを**暗黙**ロックと呼びます。(「**暗黙レコード ロック**」と「**暗黙ロック**」を参照してください。)



メモ 特に注記がない限り、**レコード ロック**は**明示的**レコード ロックを意味します。

レコードは、暗黙または明示的にロックできます。ページは暗黙にしかロックできません。ファイルは明示的にしかロックできません。

以降では、トランザクションでない処理環境とトランザクション環境の両方で適用される各種ロックについて説明します。

トランザクションでない処理環境における明示的レコードロック

ここでは、トランザクションでない処理環境における明示的レコードロックについて説明します。トランザクションがレコードロックの使用にどのような影響を与えるかについては、「[並行トランザクションのレコードロック](#)」を参照してください。

クライアントは、受動的並行性に依存しない方がよい場合があります。しかし、その同じクライアントが、クライアントにレコードの再読み取りを要求するステータスコード 80 を受け取らずに、読み取ったレコードを後で更新または削除できるようにしなければならない場合があります。クライアントはレコードに対する明示的レコードロックを要求することによって、これらの要件を満たすことができます。アプリケーションがレコードの読み取り時にレコードをロックする場合、以下のバイアス値のうちの1つを対応する **Btrieve Get** または **Step** オペレーションコードに追加できます。

- 100 – 単一ウェイトレコードロック
- 200 – 単一ノーウェイトレコードロック
- 300 – 複数ウェイトレコードロック
- 400 – 複数ノーウェイトレコードロック

これらのロックバイアスは、**Get** オペレーションと **Step** オペレーションにのみ適用できます。トランザクションでない処理環境では、ほかのどのオペレーションにもロックバイアスを指定できません。



メモ 単一レコードロックと複数レコードロックには互換性はありません。したがって、クライアントは、ファイル内の同じポジションブロックまたはカーソルに同時には両方のタイプのロックをかけることはできません。

単一レコードロック

単一レコードロックでは、クライアントは一度に1つのレコードしかロックできません。クライアントが単一レコードロックを使って正常にレコードをロックしている場合、クライアントが以下のイベントのいずれかを完了するまでそのロックは有効です。

- ロックされたレコードを更新または削除する。
- 単一レコードロックを使用してファイル内の別のレコードをロックする。
- **Unlock** オペレーション (27) を使用して明示的にレコードをロック解除する。
- ファイルを閉じる。

- **Reset** オペレーション (28) を発行して、開いているすべてのファイルを閉じる。
- 排他トランザクション中にファイル ロックを行う。

1 人のクライアントがレコードをロックすると、ほかのクライアントはそのレコードに対して **Update** (3) または **Delete** (4) オペレーションを実行できません。ただし、**Get** または **Step** オペレーションが以下の条件に従ってさえいれば、ほかのクライアントはこれらのオペレーションを使用してレコードを読み取ることができます。

- 明示的ロック バイアスが含まれていない。
- レコードを読み取るとそのレコードがロックされるようなトランザクションから実行されない。これは、たとえば **MicroKernel** がファイル全体をロックする排他トランザクションや、ロック バイアスで開始された並行トランザクションなどです。詳細については、「[並行トランザクションのレコード ロック](#)」と「[ファイル ロック](#)」を参照してください。

複数レコード ロック

複数レコード ロックを使用すると、クライアントは同じファイル内でいくつかのレコードを並行してロックできます。クライアントが複数レコードロックを使って 1 つまたは複数のレコードを正常にロックしている場合、クライアントが以下のイベントのうち 1 つ以上を完了するまでそれらのロックは有効です。

- ロックされたレコードを削除する。
- **Unlock** オペレーション (27) を使用して明示的にレコード ロックを解除する。
- ファイルを閉じる。
- **Reset** オペレーション (28) を発行して、開いているすべてのファイルを閉じる。
- 排他トランザクション中にファイル ロックを行う。



メモ **Update** オペレーションは、複数レコード ロックを解除しません。

単一レコード ロックの場合と同様に、クライアントが複数レコード ロックで 1 つまたは複数のレコードをロックすると、ほかのクライアントはこれらのレコードに対して **Update** (3) または **Delete** (4) オペレーションを実行できません。「**ロック**」で説明しているように、ほかのクライアントは **Get** または **Step** オペレーションを使用して、これまでどおりロックされたレコードを読み取ることができます。

レコードが既にロックされている場合

別のクライアントによってレコードがロックされている、または、排他トランザクションによってファイル全体がロックされているために現在使用できないレコードに対し、クライアントがノーウェイト ロックを要求した場合、MicroKernel はステータス コード 84「レコードまたはページはロックされています」またはステータス コード 85「ファイルはロックされています」を返します。クライアントがウェイト ロックを要求し、そのレコードが現在使用できない場合、MicroKernel はオペレーションを再試行します。

並行トランザクションのレコード ロック

排他トランザクション (オペレーション 19) はファイル全体をロックするので、トランザクション内のレコード ロックは並行トランザクション (オペレーション 1019) にしか適用されません (トランザクションの種類の詳細については、「[ユーザー トランザクション](#)」を参照してください)。

MicroKernel では、クライアントは並行トランザクション内からファイル内の単一レコードまたは複数レコードをロックすることができます。クライアントは、以下の方法のいずれかでレコードをロックできます。

- 前にリストしたバイアス値のうちの 1 つを使用して、Get または Step オペレーションでレコード ロック バイアスを明示的に指定する (並行トランザクションのレコード ロック バイアス値は、非トランザクションレコード ロックのバイアス値と同じです)。
- **Begin Concurrent Transaction** オペレーション (1019) でレコード ロック バイアス値を指定する (この場合も、これらのバイアス値は、前にリストした非トランザクションレコード ロックのバイアス値と同じです)。

Begin Concurrent Transaction オペレーションでレコード ロック バイアス値を指定すると、そのトランザクション内の各オペレーションは、独自のバイアス値を持たない場合には、**Begin Concurrent Transaction** オペレーションからバイアス値を継承します。たとえば、**Get Next** オペレーション (06) が、先に実行されたバイアスをかけた **Begin Concurrent Transaction** オペレーション (1219) から 200 バイアスを継承するとしたら、その **Get Next** はノーウェイト ロックの読み取り操作 (206) として実行されます。

前に示したように、クライアントは並列トランザクション内で発生する個々の **Step** または **Get** オペレーションにバイアス値を追加することができます。この方法で追加されたバイアスは、継承されたバイアスより優先します。

並行トランザクションで単一レコード ロックと複数レコード ロックを解除するイベントは、トランザクションでない処理環境のイベントに似ています。単一レコード ロックについては、「[単一レコード ロック](#)」を参照してください。複数レコード ロックについては、次の例外を除き、「[複数レコード ロック](#)」を参照してください。

- **Close** オペレーションは、並行トランザクション内から設定された明示的レコード ロックを解除しない。**MicroKernel** のバージョン 7.0 では、たとえレコードがロックされていてもトランザクション内でファイルを閉じることができます。
- **End Transaction** または **Abort Transaction** オペレーションは、トランザクション内から得られたすべてのレコード ロックを解除する。

最後に、並行トランザクション内のクライアントがバイアスのかかっていない **Get** または **Step** オペレーションを使用して 1 つまたは複数のレコードを読み取る場合、**Begin Concurrent Transaction** オペレーションでロック バイアスが指定されていないならば、**MicroKernel** はロックを行いません。

暗黙レコード ロック

クライアントがトランザクションの外部または並行トランザクション内からレコードの更新または削除を行おうとすると、**MicroKernel** はクライアントの代わりにそのレコードを暗黙にロックしようとします。排他トランザクションで、暗黙のレコード ロックが不要なのは、**MicroKernel** が **Update** または **Delete** オペレーションを実行する前にファイル全体をロックするからです（「[ファイル ロック](#)」を参照してください）。

MicroKernel は、ほかのクライアントが以下の操作を行わない限り、クライアントに対して暗黙レコード ロックを与えることができます。

- レコードに明示的ロックをかける。
- レコードに暗黙ロックをかける。
- レコードを含んでいるファイルをロックする。



メモ **MicroKernel** では、単一のクライアントが同じレコードに対して明示的ロックと暗黙ロックの両方をかけることができます。

MicroKernel は、オペレーションの実行中、ファイルの整合性を確保するために必要な暗黙レコード ロックおよびその他すべてのロックを正常に取得できる場合のみ、指定された **Update** または **Delete** オペレーションを実行します（「[暗黙ロック](#)」を参照してください）。

オペレーションがトランザクションでない処理環境にある場合、**MicroKernel** は **Update** または **Delete** オペレーションの終了時に暗黙レコード ロックを解除します。オペレーションが並行トランザクションにある場合、**MicroKernel** はロックを維持します。その場合、クライアントがトランザクションを終了または中止するか、クライアントがリセットされる（これは **Abort Transaction** オペレーションを意味する）まで、ロックは有効です。暗黙レコード ロックを解除するために使用できる明示的な **Unlock** オペレーションはありません。

複数のクライアントのサポート

トランザクション中、暗黙ロックを維持することで、MicroKernel は別のクライアントが生成した新しいコミットされていないイメージが記録に含まれている場合に、クライアントがロック バイアス値を指定した Get または Step オペレーションを介してその記録を明示的にロックする結果生じる競合を防ぐことができます。

MicroKernel が暗黙ロックを維持しなかった場合にどうなるかを考えてみましょう。クライアント 1 は並行トランザクション内から記録 A で更新を行うことによって、記録のイメージを変更します。しかし、クライアント 1 は並行トランザクションを終了していないので、新しいイメージをコミットしていません。クライアント 2 は、記録 A を読み取ってロックしようとしています。

暗黙ロックが維持されていなかったら、記録 A に対するクライアント 1 の暗黙記録 ロックはなくなっているため、クライアント 2 は記録を正常に読み取ってロックできてしまいます。しかし、クライアント 1 が新しいイメージをコミットしていないので、クライアント 2 は記録 A の古いイメージを読み取ります。クライアント 1 が記録 A の変更されたイメージをコミットするオペレーションを終了し、クライアント 2 が記録 A を更新しようとする、その記録のクライアント 2 のイメージは無効となるので、MicroKernel はステータス コード 80 「MicroKernel で記録 レベルの矛盾が発生しました」を返します (表 38 の例を参照してください)。

クライアントが記録を明示的または暗黙にロックしたか、その記録を含むファイル全体をロックした場合を考えてみましょう。別のクライアントが並行トランザクション内から問題の記録の更新または削除を行おうとした場合、つまり、記録を暗黙にロックしようとした場合、MicroKernel の実装のいくつかは待機し、ロックをかけてオペレーションをブロックしているクライアントがそのロックを解除するまで引き続きオペレーションを再試行します (どのバージョンの MicroKernel も、非トランザクションの更新または削除に対する再試行作業は試みません)。

Begin Concurrent Transaction オペレーションでバイアス値 500 を指定する (1519) と、MicroKernel はトランザクション内で Insert、Update および Delete オペレーションを再試行しなくなります。

ローカル クライアントの場合、MicroKernel はデッドロック検出を行います。ただし、バイアス 500 は再試行を抑止するので、MicroKernel はデッドロック検出を行う必要はありません。

Begin Transaction オペレーションでは、このバイアス値 500 を記録ロックのバイアス値と組み合わせることができます。たとえば、1019 + 500 + 200 (1719) を使用すると、Insert、Update および Delete オペレーションの再試行が抑止されると同時に、単一記録の読み取りノーウェイロックが指定されます。

以下の例は、暗黙ロックの有効性を示したものです。この例では、暗黙ロックが存在しないと一時的に仮定しています。

表 38 暗黙ロックのない例

クライアント 1	クライアント 2
1. 並行トランザクションを開始します。	
2. レコード A を読み取ります。	
3. レコード A を更新します (関連するページをロックする、ただし、レコードに対する暗黙ロックなし)。	
	4. 単一レコード ロック (レコードの明示的ロック) を指定してレコード A を読み取ります。
5. トランザクションを終了します (ページロックを解除する)。	
	6. レコード A を更新します (競合、ステータスコード 80)。
	7. ロックを指定してレコード A を再度読み取ります。
	8. レコード A を更新します。

MicroKernel が手順 3 で暗黙レコード ロックを適用しないと仮定した場合、クライアント 2 は手順 4 でレコード A を正常に読み取り、ロックできるにもかかわらず、手順 6 でそのレコードを更新できません。これは、手順 4 でクライアント 2 がレコード A の有効なイメージを読み取っても、手順 6 に達するまでにそのイメージが有効でなくなってしまうからです。手順 5 で、クライアント 1 がレコード A の新しいイメージをコミットすることによって、手順 4 でクライアント 2 が読み取ったレコードのイメージを無効にします。

しかし、実際は、MicroKernel が手順 3 でレコード A を暗黙にロックします。つまり、MicroKernel は手順 4 でステータスコード 84 を返し、クライアント 1 が手順 5 を実行するまで読み取り操作を再試行するようにクライアント 2 に要求します。

前の例で手順 3 と 4 を逆にした場合にどうなるかを考えてみましょう。クライアント 2 は、レコード A に暗黙ロックをかけます。クライアント 1 は待機させられ、クライアント 2 が自身で読み取ったレコード A の更新を終えて、そのレコードに対する明示的ロックを解除するまで、Update オペレーションを再試行します。クライアント 1 が次にレコード A の更新を再試行すると、MicroKernel はステータスコード 80 を返します。このステータスは、クライアント 1 のレコード A のイメージが有効ではなくなったこと、つまり、クライアント 2 がレコード A を変更する前にクライアント 1 がそのレコードを読み取っていたことを示します。

暗黙ロック

複数のクライアントがファイルを同時に変更できるという大きな自由度があるのは、同じ **MicroKernel** でキャッシュを共有するからです。非トランザクションの変更 (**Insert**、**Update** または **Delete** オペレーション) は、ほかの非トランザクションの変更または別のクライアントによる並行トランザクションでの変更をブロックしません。並行トランザクション内で保留になっている変更は、その変更が同一レコードに影響を与えない限り、ほかの非トランザクションの変更も並行トランザクションにおける変更もブロックしません。

トランザクションの外側または並行トランザクションの中から **Insert**、**Update**、または **Delete** オペレーションが発生する場合は、**MicroKernel** がクライアントの代わりに、これらの操作中に変更されるレコードを暗黙にロックしようとします (排他トランザクションでは、**MicroKernel** は **Update** や **Delete** オペレーションを実行する前にファイル全体をロックするため、暗黙のレコード ロックおよびページロックは必要ありません。**Insert** オペレーションの場合は、クライアントがまだファイルをロックしていなければ **MicroKernel** がファイル ロックを要求します。「[ファイル ロック](#)」を参照してください)。暗黙レコード ロックと同様に、暗黙ページ ロックは **MKDE** が行うため、クライアントは明示的に要求しません。

変更または挿入が行われるデータ ページ上のレコードは常にロックされます。しかし、単一の実行がいくつかのほかのレコードもロックしなければならない場合があります。たとえば、レコードに加えた変更が 1 つ以上のレコード キーに影響を与える場合、**MicroKernel** は影響を受けたキー値を含んでいるインデックス ページのレコードをロックする必要があります。また、**MicroKernel** は、オペレーション中に **B** ツリーのバランスを取る作用によって変更されるすべてのインデックス ページをロックする必要があります。変更がレコードの可変長部分に影響を与える場合、**MicroKernel** は可変ページ全体もロックする必要があります。

そのようなオペレーションがトランザクションでない処理環境で実行される場合、**MicroKernel** はオペレーションの終了時に暗黙レコード ロックを解除します。オペレーションが並行トランザクション内から行われる場合、**MicroKernel** はロックを保持します。その場合、クライアントがトランザクションを終了または中止するまで、あるいは、クライアントがリセットされる (これは **Abort Transaction** オペレーションを意味する) まで、ロックは有効です。明示的 **Unlock** オペレーションを使用して、暗黙レコード ロックや暗黙ページ ロックを解除することはできません。

並行トランザクションで発行された **Insert**、**Update**、または **Delete** オペレーションでレコードまたはページの変更が必要になった場合 (暗黙ページロックを必要とします) に、そのレコードまたはページが別の並行トランザクションによって現在ロックされているか、ファイル全体が排他トランザクションによってロックされている場合、**MicroKernel** は待機し、ロックをかけてオペレーションをブロックしているクライアントがそのロックを解除するまで引き続きオペレーションを再試行します。**MicroKernel** は、非トランザクションの更新や削除に対する再試行を試みません。

暗黙レコード ロックを取得できない場合は、クライアントは **Begin Concurrent Transaction** オペレーションでバイアス値 500 を使用することによって、オペレーションの再試行を抑止することができます。

暗黙ページ ロックと明示的レコード ロックまたは暗黙レコード ロックは、互いにブロックに影響を与えません。クライアントは、操作対象のレコードが入っているページを別のクライアントが暗黙にロックしていたとしても、そのページ上のレコードを読み取り、ロックすることができます。ただし、これは「**暗黙レコード ロック**」で説明しているように、ロックするレコードが更新されたレコードと同じでない場合に限りです。逆に、クライアントはレコードを更新または削除した場合、それによって影響を受けるレコードが入っているデータ ページの中に、別のクライアントによってロックされたレコードが既に含まれていても、そのデータ ページを暗黙にロックすることができます。

ファイル ロック

クライアントは排他トランザクション内で初めてファイルにアクセスするとき、ファイル ロックの取得を試みます。



メモ 前の文章が示すように、**MicroKernel** はクライアントが **Begin Transaction** オペレーションを実行する際にはファイルをロックしません。ロックが発生するのは、**Begin Transaction** オペレーションの実行後、クライアントがレコードを読み取ったり変更したりするときだけです。

ファイル ロックは、その名前が示すように、ファイル全体をロックします。クライアントのファイル ロックは、そのクライアントがトランザクションを終了または中止するか、そのクライアントがリセットされる（これは **Abort Transaction** オペレーションを意味する）まで有効です。

クライアントが排他トランザクションでファイルをロックしようとしたとき、既に別のトランザクションがそのファイルにロック（レコード、ページ、または ファイル ロック）をかけていた場合には、**MicroKernel** は待機し、ロックをかけてオペレーションをブロックしているクライアントがそのロックを解除するまで引き続きオペレーションを再試行します。また、ローカル クライアントがオペレーションをブロックし、**MicroKernel** がデッドロックの状況を検出すると、**MicroKernel** はステータス コード 78 「**MicroKernel** でデッドロックを検出しました。」を返します。

ファイル ロックを取得できない場合は、クライアントは **Begin Exclusive Transaction** オペレーションでノーウェイト ロック バイアス値 200 または 400 (219 または 419) を指定することによって、オペレーションの再試行を抑止することができます。このような方法でクライアントがトランザクションを開始したとき、**MicroKernel** はファイル ロックを与えられない場合には、ステータス コード 84 または 85 を返します。

バイアス値 200 および 400 は、レコード ロックから派生したものです。しかし、レコード ロック環境における単一ロックおよび複数ロックという概念は、排他トランザクション環境では何も意味しません。事実上、ファイルがロックされるときにファイル内のすべてのレコードがロックされず、排他トランザクション環境では、バイアスの「ノーウェイト」の意味だけが残されます。

MicroKernel は、ウェイト ロック バイアス (100 または 300) を **Begin Exclusive Transaction** オペレーションで受け付けます (それぞれオペレーション 119、319 になります) が、**Begin Transaction** オペレーションのデフォルト モードはウェイト モードであるため、このようなバイアス値の加算には意味がありません。

排他トランザクションでは、ファイルのどの部分にでも最初にアクセスが生じたら、MicroKernel はファイル全体をロックします。そのため、MicroKernel は以下の例外を除き、排他トランザクション内で実行される **Get** または **Step** オペレーションのオペレーション コードに明示的に追加されたレコード ロック バイアス値を無視します。

クライアントが **Begin Transaction** オペレーションをウェイト モード (オペレーション 19、119、または 319) で実行しているときに、そのトランザクションの最初の読み取り (**Get** または **Step** オペレーション) にバイアス 200 または 400 (ノーウェイト ロック バイアス) をかけた場合、ノーウェイト バイアスが **Begin Transaction** オペレーションのウェイト モードよりも優先されます。そのため、クライアントがこのバイアスのかかった読み取り操作を実行してもファイルをロックできない場合、たとえば、別のクライアントがそのファイルのレコードを既にロックしている場合は、MicroKernel は待機せず (デフォルト)、デッドロックの有無を確認しません。これは、クライアントが読み取り操作の再試行を無制限に行うことを前提としているからです。これと同じ状況で、再試行を実行する MicroKernel のほかのバージョンも、ファイル ロックを再試行したりデッドロックの有無を確認しないという指示として、ノーウェイト バイアスを自動的に認識します。



メモ 排他トランザクション内から実行される **Get** または **Step** オペレーションに対するバイアス値 200 と 400 は、待機しないという意味しかありません。つまり、並行トランザクション内からの場合と同様に、それらの値は明示的なレコード ロックを要求しません。

ファイル ロックは、レコード ロックとページ ロックのどちらとも両立しません。したがって、別のクライアントがファイルにレコード ロックまたはページ ロックをかけている場合、MicroKernel はクライアントにそのファイルのロックを与えません。逆に、別のクライアントが既にファイルにロックをかけている場合、MicroKernel はクライアントにレコード ロックまたはページ ロックを与えません。

複数並行制御ツールの例

以下の例は、さまざまな並行制御機構の使用例を示したものです。

例 1

例 1 は、明示的レコード ロック、暗黙レコード ロック、明示的ページ ロック、受動的並行性の相互関係を示したものです。この例で操作される 2 つのレコード、レコード A とレコード B は、同じデータ ページに存在し、ファイルにはキーが 1 つだけあるものとします。各手順の詳細説明については、例の後を参照してください。

次の表は、暗黙レコード ロック、明示的レコード ロック、暗黙ページ ロック、受動的並行性の相互関係を示したものです。

表 39 レコード ロック、ページ ロック、並行性の相互関係

クライアント 1	クライアント 2	クライアント 3 (非トランザクション)
1. 複数ノーウェイト ロック バイアスを指定して並行トランザクションを開始する (1419)		
	2. 単一ウェイト ロック バイアスを指定して並行トランザクションを開始する (1119)	
3. 単一ノーウェイト ロック バイアスを指定した Get Equal を使用してレコード A を読み取る (205)		
	4. Get Equal (5) を使用してレコード B を読み取る (単一ウェイト ロック バイアスを継承)	
		5. Get Equal (5) を使用してレコード B を読み取る
		6. レコード B の削除 (4) を試みる : MicroKernel がステータスコード 84 を返すため、クライアント 3 は再試行しなければならない
	7. レコード B を更新する (3)	
8. レコード A の更新 (3) を試みる : MicroKernel が再試行しなければならない		
	9. トランザクションを終了する (20)	

表 39 レコード ロック、ページ ロック、並行性の相互関係

クライアント 1	クライアント 2	クライアント 3 (非トランザクション)
10. レコード A の更新 (3) を再試行する : 正常終了		
		11. レコード B の削除 (4) を再試行する : MicroKernel がステータスコード 80 を返すため、クライアント 3 はレコード B を再度読み取らなければならない
		12. Get Equal (5) を使用してレコード B を再度読み取る
		13. レコード B の削除 (4) を再試行する : MicroKernel はステータスコード 84 を返す
14. トランザクションを終了する		
		15. レコード B の削除 (4) を再試行する : 正常終了

手順 1 で、クライアント 1 の **Begin Concurrent Transaction** オペレーションには一般的なバイアス値 400 (複数レコード ノーウェイト ロック) を指定します。このバイアスは、このトランザクション内にあるバイアスのかかかっていない各 **Get** または **Step** オペレーションに継承されます。この時点では、MicroKernel はファイル、ファイルのページまたはレコードにロックを適用していません。

手順 2 で、クライアント 2 の **Begin Transaction** オペレーションには一般的なバイアス値 100 (単一レコード ウェイト ロック) を指定します。このバイアスは、このトランザクション内にあるバイアスのかかかっていない各 **Get** または **Step** オペレーションに継承されます。MicroKernel はまだ、ファイル、ファイルのページまたはレコードにロックを適用していません。

手順 3 で、クライアント 1 の **Get Equal** オペレーションはバイアス値 200 (単一レコード ノーウェイト ロック) を指定しています。MicroKernel は、継承された 400 (複数ノーウェイト レコード ロック) ではなくこのバイアス値を受け入れます。これは、継承されたバイアス値よりも、個々のオペレーションに指定されたバイアス値が優先されるからです。

手順 4 で、クライアント 2 の **Get Equal** オペレーション (5) は独自のバイアス値を指定していません。したがって、このオペレーションはクライアント 2 の **Begin Concurrent Transaction** オペレーション (1119) から単一ウェイト ロック バイアス値 100 を継承します。たとえレコード A とレコード B が同じページ上にあっても、双方のロック要求 (手順 3 と手順 4) は成功します。なぜなら、レコード ロック要求は指定されたレコードだけをロックするものであり、そのレコードが位置するデータ ページも、関連するどのインデックス ページもロックしないからです。

手順5で、クライアント3のロックを要求しない非トランザクションの Get Equal オペレーション (5) は成功します。これは、要求したレコードが存在する限り、非トランザクションの読み取りは常に成功するからです。

手順6で、クライアント3はレコードBの削除(4)を行おうとしますが、クライアント2がそのレコードに明示的ロックをかけているので、レコードBに対してレコードの削除に必要な暗黙レコードロックを取得できません。その結果、MicroKernelはクライアント3にステータスコード84(レコードまたはページがロックされている)を返します。そうになると、クライアント3は制御を放棄して、必要であれば後で Delete オペレーションを再試行する必要があります。

手順7で、クライアント2はまずレコードBに対する暗黙レコードロックの取得に成功します。レコードBは、手順4で手順2から単一ウェイトロックバイアスを継承するため、既にクライアント2で明示的にロックされていますが、明示的ロックと暗黙ロックの両方が同じクライアントに属しているため、問題はありません。それと同時に、クライアント2は、レコードBを含んでいるデータページとレコードBのキー値を含んでいるインデックスページに対するページロックの取得にも成功します。



メモ クライアント2によってロックされたデータページには、クライアント1で明示的にロックされたレコードAが含まれていますが、「暗黙ロック」で説明しているように、レコードロックはページロックをブロックしません。

MicroKernelは手順7で Update オペレーション(3)そのものを実行するとき、変更されたデータページとインデックスページのコミットされていない新しいイメージをシャドウページとしてファイルに書き込みます。この時点で、MicroKernelはレコードBに対するクライアント2の明示的ロックを解除しますが、クライアント2は今し方取得した暗黙ページロックに加えて、レコードBの暗黙レコードロックも保持します。クライアント2が手順7で Update オペレーション(3)を終了した後でも、クライアント3がまだレコードBに対する暗黙レコードロックを取得できないのは、クライアント2がレコードに対する暗黙レコードロックを今も保持しているからです。クライアント3は、その再試行を続ける必要があります。

クライアントがリモートである場合、クライアント2は実際にファイルを更新する前に、クライアント2のローカルクライアント間の並行制御に必要なページロックを設定するほか、ファイルを保留中の変更の状態とします。

手順8で、クライアントはまずレコードAに対する暗黙レコードロックをうまく取得します。たとえレコードAのデータページが既にクライアント2でロックされていても、ページロックはレコードロックをブロックしないので、ロックの競合はありません(「暗黙ロック」を参照してください)。次に、クライアント1はレコードAを含んでいるデータページの暗黙ページロックを取得しようとします。この試行は、データページが手順7でク

クライアント 2 によって既にロックされているため失敗します。Begin Concurrent Transaction オペレーション (1419) は 500 バイアスを指定していないため、MicroKernel はオペレーションを再試行します (クライアントがローカルである場合、MicroKernel はデッドロック検出も行います)。

もしもクライアント 1 が 500 バイアスを追加して Begin Transaction オペレーション (1919) を発行していたら、MicroKernel は直ちにユーザーに制御を返したでしょう。

クライアントがリモートである場合、クライアント 1 は手順 7 でクライアント 2 によって設定された保留中の変更の状態に直面するため、MicroKernel はオペレーションを再試行します。

手順 9 で、そのトランザクションを終了することによって、クライアント 2 はレコード B に対する暗黙レコード ロックを解除し、手順 5 でロックしたデータ インデックス ページに対する暗黙ページ ロックを解除します。この時点で、MicroKernel はクライアント 2 がトランザクションで作成した新しいページ イメージをすべてコミットします。これで、これらのイメージがファイルの有効な部分になります。

クライアントがリモートである場合、クライアント 2 はファイルに対する保留中の変更の状態をクリアすると共に、ロックを解除します。

手順 10 で、クライアント 1 が続行している更新の再試行がようやく成功するのは、クライアント 2 がレコード A のデータ ページとインデックス ページをロックしなくなったからです。

手順 11 で、クライアント 2 が手順 9 でトランザクションを終了し、それによってすべてのロックを解除したにもかかわらず、クライアント 3 はまだレコード B を削除できません。現状では、クライアント 3 がレコードを削除しようとする、MicroKernel の受動的並行制御はステータス コード 80 (競合) を返します。これは、クライアント 3 が手順 5 で最初にレコード B を読み取った後で、クライアント 2 がこのレコードを変更したからです。この時点で、クライアント 3 はレコードを再度読み取らないと、Delete オペレーションを再試行できません。

手順 12 で、クライアント 3 はレコード B を再度読み取ることにより、クライアント 2 が手順 7 でレコードに加えた変更を反映し、手順 9 でコミットされたイメージを取得します。

手順 13 で、クライアント 3 はレコード B を削除しようとしても再びうまくいかず、MicroKernel からステータス コード 84 が返されます。このステータス コードは、クライアント 1 がレコード A を更新するために、レコード B を含むデータ ページとインデックス ページの暗黙ページ ロックを持っているという事実を反映しています。最初に述べたように、同じデータ ページにレコード A とレコード B が含まれており、同じインデックス ページにこれらのレコードのキー値が含まれているものと仮定します。

手順 14 で、クライアント 1 はトランザクションを終了することによって、変更をコミットし、暗黙ページ ロックを解除します。

手順 15 で、クライアント 3 はようやくレコード B を削除することができます。

例 2

例 2 は、ファイル ロックと受動的並行制御の相互関係を示したものです。各手順の詳細説明については、例の後を参照してください。

表 40 ファイル ロックと受動的並行性の相互関係

クライアント 1	クライアント 2
1. ファイル 1 を開く (0)	
2. ファイル 2 を開く (0)	
3. ファイル 3 を開く (0)	
4. 単一レコード ロックを使用してファイル 3 のレコード E を取得する (105)	
	5. ファイル 1 を開く (0)
6. 排他トランザクションを開始する (19)	
7. ファイル 1 のレコード B を取得する (5)	
	8. ファイル 1 のレコード A を取得する (5)
	9. ファイル 1 のレコード A を更新する (3) (ステータス コード 85、再試行)
10. ファイル 2 のレコード C を取得する (5)	
11. ファイル 2 のレコード C を更新する (3)	
12. ファイル 1 のレコード B を削除する (4)	
13. トランザクションを終了する (20)	
	14. 手順 9 を再試行する (成功)

手順 4 で、クライアント 1 はファイル 3 のレコード E に対する明示的レコード ロックを取得します。

手順 6 で、クライアント 1 は排他トランザクションを開始します。クライアント 1 が 3 つのファイルを開いていますが、MicroKernel はこれらのファ

複数のクライアントのサポート

イルをまだロックしていませんし、**Begin Transaction** オペレーションを実行した結果として、ファイル 3 のレコード E に対する明示的ロックを解除することはありません。

手順 7 で、クライアント 1 はファイルにアクセスした結果としてファイル 1 に対するファイル ロックを取得します（「**ファイル ロック**」を参照してください）。もし、直前の手順（たとえば手順 5 と 6 の間）でクライアント 2 がロック バイアスを持つオペレーションを使用してファイル 1 からレコードを読み取っていたら、手順 7 は失敗します。

手順 8 で、クライアント 2 はファイル 1 からレコード A を正常に読み取ります。この読み取りが成功するのは、ロックを要求しないからです。ただし、**Get Equal** オペレーション (5) がロック バイアスを指定して発行されていたら、クライアント 1 がファイル 1 を現在ロックしているため、オペレーションは失敗します。

手順 9 では、クライアント 1 がファイルをロックしているため、クライアント 2 は暗黙レコード ロックを取得できません。したがって、**MicroKernel** はクライアント 2 にステータス コード 85（ファイルがロックされている）を返します。クライアント 2 は直ちに制御を放棄し、クライアント 1 が手順 13 でトランザクションを終了または中止するまで、手順 9 を再試行しなければなりません（「**レコードが既にロックされている場合**」を参照してください）。

手順 10 で、クライアント 1 はファイル 2 に対するファイル ロックを取得します。

手順 13 で、クライアント 1 はファイル 1 と 2 に対するファイル ロックを解除します。



メモ クライアント 1 は排他トランザクションでファイル 3 にアクセスしていないので、ファイル 3 をロックしませんでした。事実上、手順 13 以降でも、クライアント 1 はファイル 3 のレコード E に対する明示的レコード ロックを保持します。クライアント 1 は、ファイル 3 にアクセスしてトランザクションでファイル全体をロックしていた場合のみ、レコード E を解除したでしょう。

手順 14 で、ようやく手順 9 におけるクライアント 2 の **Update** オペレーションの再試行が成功します。

複数ポジション ブロックの並行制御

MicroKernel では、同じクライアントが同じファイル内で複数のポジション ブロック（カーソル）を使用できます。

並行トランザクションまたは排他トランザクションの内側では、複数ポジション ブロックは変更されたページの同じビューを共有します。複数ポジション ブロック セット内の各ポジション ブロックは、そのセットのほかのポジション ブロックによって行われた変更であれば、変更がコミットされる前であっても、直ちにわかります。

複数ポジション ブロックはすべてのロック、つまり、明示的レコード ロック、暗黙レコード ロック、暗黙ページ ロック、ファイル ロックを共有します。したがって、どのクライアントについても、あるポジション ブロックのロックによって別のポジション ブロックが同じファイル内で別のロックを取得できなくなることはありません。

クライアントがトランザクションを終了または中止すると、MicroKernel はそのクライアントの暗黙ロックとファイル ロックをすべて解除します。ただし、クライアントの明示的レコード ロックがトランザクション内から与えられたものであるかどうかにかかわらず、MicroKernel はファイル内の各ポジション ブロックが要求したときだけクライアントの明示的レコード ロックを解除します。

たとえば、キー値として -2 を持つ Unlock オペレーション (27) は、指定されたポジション ブロックに属する複数レコード ロックのみを解除します。Close オペレーション (1) は、その実行時に指定された同じポジション ブロックに対して取得されたロックのみを解除します。同様に、クライアントがトランザクション内でポジション ブロックの最初のレコード ロック、ページ ロック、またはファイル ロックを取得したとき、MicroKernel はそのポジション ブロックに対して取得していた明示的レコード ロックのみを解除します。「例 2」で、クライアント 1 がファイル 1、ファイル 2、ファイル 3 を開くのではなく、同じファイルを 3 回開いていた場合、また、クライアント 1 が最初の 2 つのポジション ブロックのみを使用してファイルにアクセスしていた場合、3 つ目のポジション ブロック用に取得した明示的ロックは、End Transaction オペレーション以降も変化しません。

複数ポジション ブロック

BTRV 関数を使用するアプリケーションで、同じファイルに 2 つのアクティブなポジション ブロックを持ち、両方のポジション ブロックから同じレコードに対して複数レコード ロックを指定した読み取りを発行した場合、どちらのポジション ブロックも成功ステータスを受け取ります。ただし、キー番号に -1 とデータ バッファに物理位置を指定するか、キー番号に -2 を指定するかしてレコードのロックを解除する場合は、両方のポジション ブロックがロック解除の呼び出しを発行した場合にのみ、レコードのロックは解除されます。1 つのポジション ブロックだけがロック解除呼び出しを行った場合 (どの呼び出しかは問題ではない)、別のユーザーはレコードをロックしようとする、ステータス コード 84 を受け取ります。両方のポジション ブロックがロック解除を発行した後、第 2 のユーザーはレコードをロックできます。

この動作は単一レコード ロックの場合にも当てはまりますが、この場合のロック解除コマンドは、キー番号の特定も、データ バッファへの物理位置の指定も必要としません。ただし、別のユーザーがレコードをロックするには、両方のポジション ブロックがロック解除を発行する必要があります。

各カーソル (つまり、各ポジション ブロック) はロックを取得します。MicroKernel では同じクライアントのカーソルが同じレコードをロックできますが、各カーソルがロック解除を発行しなければ、レコードのロックは完全に解除されません。

クライアント ID パラメーター

BTRV 関数でなく BTRVID 関数を使ってアプリケーションを開発する場合は、クライアント ID と呼ばれる追加パラメーターを指定する必要があります。これにより、アプリケーションは複数のクライアント ID を Btrieve に割り当てて、ほかのクライアントの状態に影響を与えることなく、1人のクライアントのオペレーションを実行することが可能になります。

たとえば、2つのアプリケーションが Windows で実行されており、そのアプリケーションそれぞれが3つの異なるクライアント ID を使用していると仮定します。この場合、アクティブ クライアント数は6個になります。これが同じアプリケーション（および各インスタンス内の同じクライアント ID の値）の2つのインスタンスであるか、2種類のアプリケーションであるかは問題ではありません。Btrieve は、これら6つのクライアント ID をそれぞれ区別します。

複数のクライアントのサポート

Btrieve アプリケーションの デバッグ

10

この章では、Btrieve アプリケーションのデバッグに役立つと思われる情報を示します。以下の項目が含まれます。

- 「[トレースファイル](#)」
- 「[クライアント / サーバー環境における間接的な Chunk オペレーション](#)」
- 「[エンジンのシャットダウンと接続のリセット](#)」
- 「[ファイル内の無駄な領域の削減](#)」

トレース ファイル

MicroKernel の [トレース オペレーションの実行] 設定オプションを選択すると、各 Btrieve API 呼び出しをトレースし、その結果をファイルに保存できます。これは、アプリケーションのデバッグに有効です。以下に、サンプルトレース ファイルを示します。

BUTIL STAT 呼び出しの MicroKernel トレース ファイル

```

MicroKernel Database Engine [Server Edition] for
Windows NT trace file
Created : Wed Dec 17 18:19:09
<In> 0198 Opcode : 0026 Crs ID : 0xffffffff Db
Length : 00005 Keynum : ff Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf: 00 00 00 00 00 -
.....
KBuf: ?? - .
<Out>0198 Status : 0000 Crs ID : 0xffffffff Db
Length : 00005 Keynum : ff Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf: 07 00 00 00 54 -
....T
KBuf: ?? - .
-----

<In> 0199 Opcode : 0000 Crs ID : 0xffffffff Db
Length : 00001 Keynum : fe Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf: 4e 4f 54 53 48 4f 57 4e - 00
NOTSHOWN.
KBuf: 5c 5c 4e 54 34 53 52 56 - 2d 4a 55 44 49
54 5c 43 ¥¥NT4SRV-JUDIT¥¥
24 5c 64 65 6d 6f 64 61 - 74 61 5c 74 75
69 74 69 $¥demodata¥tuiti

<Out>0199 Status : 0000 Crs ID : 0x00000002 Db
Length : 00001 Keynum : fe Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf: 4e 4f 54 53 48 4f 57 4e - 00
NOTSHOWN.
KBuf: 5c 5c 4e 54 34 53 52 56 - 2d 4a 55 44 49
54 5c 43 ¥¥NT4SRV-JUDIT¥¥
24 5c 64 65 6d 6f 64 61 - 74 61 5c 74 75
69 74 69 $¥demodata¥tuiti
-----
-----

```

```

<In> 0200  Opcode : 0015  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00028  Keynum : fe  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      00 00 00 00 00 01 07 00 - 00 00 00 00 00
00 00 03  .....
          c3 3f 00 10 00 00 00 00 - b4 fe 36 03
.?......6.
KBuf:      00 00 00 00 1c 00 00 00 - da fe 36 03 00
00 00 00  .....6.....
          00 01 07 00 00 00 00 00 - 00 00 00 03 c3
3f 00 10  .....?..

<Out>0200  Status : 0000  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00007  Keynum : fe  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      03 00 0e 00 04 05 01  -
.....
KBuf:      00 00 00 00 07 00 00 00 - da fe 36 03 03
00 0e 00  .....6.....
          04 05 01 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00  .....

-----
-----

<In> 0201  Opcode : 0015  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 33455  Keynum : ff  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      2b 00 cb ff ff ff ff ff - ff ff ff ff ff
ff ff 00  +.....
          00 0e 00 04 05 01 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00  .....
          00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 14 4e
54 34 53  .....NT4S
          52 56 2d 4a 55 44 49 54 - 5c 75 6e 6b 6e
6f 77 6e  RV-JUDITUnknown
KBuf:      00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00  .....
          00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00  .....

<Out>0201  Status : 0000  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00064  Keynum : ff  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      0e 00 00 10 03 70 08 00 - 00 00 01 12 00
00 00 00  .....p.....
          01 00 04 00 00 01 08 00 - 00 00 0f 00 00
00 00 00  .....
          05 00 05 00 03 05 04 00 - 00 00 0a 00 00
00 01 00  .....
          0a 00 01 00 03 01 02 00 - 00 00 00 00 00
00 02 00  .....

```

Btrieve アプリケーションのデバッグ

```
KBuf:      00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00 .....
           00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00 .....
```

```
-----
-----
<In> 0202  Opcode : 0065  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00268  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      45 78 53 74 01 00 00 00 - 00 00 00 00 01
00 00 00  ExSt.....
           00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00 .....
           00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00 .....
           00 00 00 00 00 00 00 00 - 00 00 00 00 00
00 00 00 .....
```

```
KBuf:      ??          -          .
<Out>0202  Status : 0000  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00035  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      01 00 00 00 01 00 00 00 - 17 00 00 00 43
3a 5c 44 .....C:¥D
           45 4d 4f 44 41 54 41 5c - 54 55 49 54 49
4f 4e 2e  EMODATA¥TUTION.
           4d 4b 44          -
```

```
MKD
KBuf:      ??          -          .
-----
```

```
-----
-----
<In> 0203  Opcode : 0065  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00008  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      45 78 53 74 02 00 00 00 -
ExSt....
KBuf:      ??          -          .
```

```
<Out>0203  Status : 0000  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00008  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      00 00 01 00 00 00 07 00 -
.....
KBuf:      ??          -          .
-----
```

```
-----
-----
<In> 0204  Opcode : 0001  Crs ID : 0x00000002  Db
Length : 00000  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:      ??          -          .
KBuf:      ??          -          .
```

```
<Out>0204  Status : 0000  Crs ID : 0x00000000  Db
Length : 00000  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:    ??          -          .
KBuf:    ??          -          .
```

```
-----
<In> 0205  Opcode : 0028  Crs ID : 0xffbc000c  Db
Length : 00000  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:    -
KBuf:    -
```

```
<Out>0205  Status : 0000  Crs ID : 0xffbc000c  Db
Length : 00000  Keynum : 00  Clnt ID : 00 00 00 00
00 00 00 00 00 00 85 00 50 55 00 00
DBuf:    -
KBuf:    -
-----
```

オペレーションごとに、MicroKernel に渡した値と MicroKernel から返された値を示しています。入力値は <In> で表され、出力値は <Out> で表されています。それぞれの後ろに、オペレーションが処理された順序を示す番号が続くので、<Out> 0016 は <In> 0016 の結果となります。Opcode フィールドは、実行されたオペレーション コードを示します。Status フィールドは、返されたステータス コードを示します。

Crs ID は、MicroKernel が要求に割り当てたカーソル ID、つまり、ハンドルです。この情報は、複数のクライアントをサポートしたり、複数のカーソルで単一のクライアントをサポートするアプリケーションのデバッグに有効な場合があります。

Db Length は、データ バッファ長を反映します。Keynum は、キー番号を反映します。Clnt ID は、BTRVID 関数と BTRCALLID 関数で 사용되는クライアント ID パラメーターを反映します。DBuf は、データ バッファの内容を反映します。KBuf は、キー バッファの内容を反映します。トレース ファイルは、MicroKernel の設定に応じて、データ バッファおよびキー バッファの内容を切り詰めます。



メモ パフォーマンスの低下を回避するために、[トレース オペレーションの実行]設定を短時間だけオンに切り替えて、どのオペレーションが MicroKernel で処理されているかを判断します。

クライアント / サーバー環境における間接的な Chunk オペレーション

Get Direct/Chunk オペレーション (23) を行おうとすると、アプリケーションはステータス コード 62 を受け取ることがあります。アプリケーションでは間接ランダム ディスクリプター オプション (サブファンクション 0x80000001) を指定しているのに、トレースを有効にすると、実際には MicroKernel が直接ランダム ディスクリプター オプション (サブファンクション 0x80000000) を受信していることがわかります。

間接チャンク オプションでは、アプリケーションはデータの取得後、そのデータが Btrieve 呼び出しの実際のデータ バッファー パラメーターに返されるのではなく、データを格納したいアプリケーションのメモリブロックに返されるよう、データアドレスへのポインターを指定することができます。しかし、MicroKernel がアプリケーションのメモリへの直接アクセスを行わない環境でアプリケーションが動作しているので、Btrieve クライアント リクエスターは間接チャンク要求を直接チャンク要求に変換してから、その要求を MicroKernel に送ります。

すべてのアプリケーションは、アプリケーションと MicroKernel の間の通信に必ずプロセス間通信 (IPC) を使用します。IPC が要求されるため、MicroKernel はアプリケーションのメモリにアクセスしないので、クライアント リクエスターは単一の連続メモリブロックを割り当て、そのメモリブロックを指すようにすべてのデータ ポインターを調整します。MicroKernel から戻ると、リクエスターは間接オプションに対応する形式にデータバッファーを変換し、返されたデータチャンクをアプリケーションのメモリブロック内の指定された間接アドレスへ移動します。

エンジンのシャットダウンと接続のリセット

Windows 98/ME または Windows NT 以降をターゲットにするマルチスレッド コンソールアプリケーションを開発している場合は、起こり得る CTRL-C キーストロークを処理するようにコントロール ハンドラー ルーチンを設定する必要があります。このコントロール ハンドラー ルーチンでは、Reset オペレーション (28) または Stop オペレーション (25) のいずれかを発行することによって、すべての Btrieve クライアントをクリーンアップする必要があります。クリーンアップ プロセスは、アプリケーションが CTRL-C イベントをオペレーティング システムに渡す前に終了しなければなりません。

システムがスレッドを終了したときにアプリケーションがアクティブのままになっている場合、MicroKernel はアプリケーションとの接続をクリーンアップできず、さらに多くのシステム リソースを強制的に割り当てます。このため、パフォーマンスの低下が発生し、エンジンのシャットダウンに必要な時間が大幅に増えます。コントロール ハンドラー ルーチンの詳細については、Microsoft のドキュメントを参照してください。

ファイル内の無駄な領域の削減

MicroKernel は、必要に応じてディスク領域を割り当てます。アプリケーションが新しいレコードを挿入するときにファイル内に十分なスペースがない場合、MicroKernel は追加のデータ ページとインデックス ページをファイルに自動的に割り当てます。割り当てられた各ページのサイズは、ファイルが作成されたときのページ サイズと同じです。MicroKernel は、新しいファイル サイズを反映するためにディレクトリ構造も更新します。

MicroKernel がファイルにスペースを割り当てると、そのスペースはファイルが存在する間割り当てられたままになります。

➤ 多数のレコードが削除されたファイルが必要とするスペースを減らすために、以下のように Maintenance ユーティリティを使用します。

1 元のファイルと同じ特性を持つ新しいファイルを作成します。

対話形式の Maintenance ユーティリティでは、[オプション] メニューの [情報エディターの表示] を選択し、[ファイル情報エディター] で元のファイルの [情報のロード] を行い、[ファイルの作成] を行います。コマンド ライン ベースの Maintenance ユーティリティでは、コマンドは CLONE です。

2 以下の方法のうちの 1 つを使用して新しいファイルにレコードを挿入します。

- 元のファイルからレコードを読み取り、それらのレコードを新しいファイルに挿入する、小さなアプリケーションを作成します。
- コマンド ライン ベースの Maintenance ユーティリティでは、SAVE コマンドを使用し、次に LOAD コマンドを使用します。別の方法として、COPY コマンドを使用することができます。
- 対話形式の Maintenance ユーティリティでは、[データ] メニューから [保存] コマンドを使用し、次に [ロード] コマンドを使用します。別の方法として、[データ] メニューから [コピー] コマンドを使用できます。

3 新しいファイルの名前を変更し、次にディスクから元のファイルを削除します。

Btrieve API プログラミング

11

この章では、Btrieve API を直接呼び出して Pervasive PSQL アプリケーションの開発を開始する場合に役立つ情報を示します。最も一般的なプログラミング作業には、Visual Basic と Delphi のサンプル コードとサンプル構造体が付属しています。

この章では、以下の項目について説明します。

- 「[Btrieve API プログラミングの基礎](#)」
- 「[Visual Basic に関する注記](#)」
- 「[Delphi に関する注記](#)」
- 「[Pervasive PSQL アプリケーションの起動](#)」
- 「[Btrieve API のコード サンプル](#)」
- 「[Visual Basic のための Btrieve API 関数の宣言](#)」

Btrieve API プログラミングの基礎

以下のフローチャートは、レコードの挿入、更新および削除にアプリケーションでどの Btrieve オペレーションを使用したらよいかを示しています。Btrieve の詳細については、『Btrieve API Guide』を参照してください。

Btrieve API フローチャート

レコードの挿入

- 1 OPEN (0) でファイルを開く
- 2 INSERT (2) でレコードを追加する (繰り返し)
- 3 CLOSE (1) でファイルを閉じる
- 4 STOP (25) でリソースを解放する

レコードの更新

- 1 OPEN (0) でファイルを開く
- 2 GET EQUAL (5) またはその他の単一レコード取得オペレーションを実行して既存のレコードを検索し物理カレンシーを設定する
- 3 レコードを変更する
- 4 UPDATE (3) で更新する
- 5 CLOSE (1) でファイルを閉じる
- 6 STOP (25) でリソースを解放する

レコードの削除

- 1 OPEN (0) でファイルを開く
- 2 GET EQUAL (5) またはその他の単一レコード取得オペレーションを実行して既存のレコードを検索し物理カレンシーを設定する
- 3 DELETE (4) でレコードを削除する
- 4 CLOSE (1) でファイルを閉じる
- 5 STOP (25) でリソースを解放する

Visual Basic に関する注記

以下に、Visual Basic で Pervasive PSQL アプリケーションを開発するときに注意が必要なことをいくつか示します。

- Visual Basic では、ユーザーが定義したデータ型にバイト配置の問題があることがわかっています。また、この問題に関する情報と PAln32.DLL、Pervasive Btrieve Alignment DLL の使用方法については、Btrieve API に関するセクション「[Visual Basic](#)」を参照してください。
- 結果のレコードのタイプごとにレコード クラスを作成すると、以下のステップに示すようなデータ アクセスが容易に行えます。
 - a. Record というクラスを作成します。
 - b. レコードのレイアウトを定義する構造体を作成します。

```
Type Byte2
    field1 byte
    field2 byte
End Type
Type Rec
    Size As Byte2
    Name As String*30    'SQL マスク = x30
    Salary As String*10  'SQL マスク = zzzzzzz.99
End Type
```

- c. iAsciiFlag = 1 と ispadding=0 を使用してデータを Rec のインスタンスへ読み込みます。

```
Dim instofRec As New Rec
```
- d. ドット表記でデータにアクセスします。

```
instofRec.Name="Jeff"
```
- e. レコード クラスを使用してすべての instofRec データ操作を行います。

Delphi に関する注記

以下に、Delphi で Pervasive PSQL アプリケーションを開発するときに考慮が必要なことを示します。

- Pascal の旧バージョンと違い、Delphi の長さ指定子のない文字列型は動的でヌル終端です。つまり、文字列バッファに値を割り当てるまで、メモリが文字列バッファに割り当てられている保証はありません。また、文字列型を使用する場合は、予想された結果を十分に保持できる大きさの文字列型を埋め込む必要があります。以下の例に示すように、StringOfChar () 関数を使用して、Btrieve からの予想された戻り値を取り込める大きさの空白文字列を割り当てることができます。

```
CustKeyBuffer: string; // 長い文字列型
CustBufLen   : word;
    // BTRV () はキー長として常に 255 を渡すため、
    // MAX_KEY_LEN は 255
CustKeyBuffer := StringOfChar (' ', MAX_KEY_LEN);
CustBufLen := SizeOf (CustRec);
Status := BTRV (B_GET_FIRST, CustPosBlock, CustRec,
    CustBufLen, CustKeyBuffer, 0);
    {CustKeyBuffer にはキーの値が入っている}
    {取得したレコード}
```

この章に示すすべての Delphi サンプルがエラー レポートを示しているわけではありません。しかし、すべての呼び出しの後の戻りコードを確認する必要があります。

- この章のサンプルを実行しようとする場合、INTERNAL_FORMAT スタイルを使用するフェッチについては、クエリ内のフィールドの順序はデータ レコードからフェッチするメンバーの順序に合っていないかもしれません。FillGridHeaders () ルーチンを使用する場合、クエリがフィールドを一覧する順序と同じ順序でグリッドを詰める必要があります。

Pervasive PSQL アプリケーションの起動

Pervasive PSQL アプリケーションを開発する場合は、特定のプログラミング インターフェイスに対応するソース モジュールを組み入れる必要があります。

- BTRCONST と BTRAPI32 – Btrieve アプリケーションに必要なソース モジュール

Pervasive PSQL ソース モジュールの追加

アプリケーションを開発しているプログラミング インターフェイスに Btrieve ソース モジュールを組み込む必要があります。

➤ Visual Basic プロジェクトに Btrieve ソース モジュールを追加するには

- 1 Visual Basic で新しいプロジェクトを起動します。
- 2 既存の標準モジュールをプロジェクトに追加します。
- 3 Pervasive PSQL ソース モジュールを追加します。

➤ Delphi プロジェクトに Btrieve ソース モジュールを追加するには

- 1 Delphi で新しいプロジェクトを起動します。
- 2 [プロジェクト] メニューから [オプション] を選択します。
- 3 [ディレクトリ] タブをクリックします。
- 4 [検索パス] データ フィールドに「<パス>%INTF%DELPHI」を挿入します (パス部分は Pervasive PSQL SDK コンポーネントのインストール先です)。
- 5 USES 句にソース モジュールを組み入れます。

Btrieve API のコード サンプル

ここでは、Btrieve API で実行できる以下のタスクの Visual Basic、Delphi および C/C++ のコード サンプルを示します。

- 「ファイルの作成」
- 「レコードの挿入」
- 「レコードの更新」
- 「Step オペレーションの実行」
- 「Get オペレーションの実行」
- 「チャンク、BLOB、および可変長レコード」
- 「セグメント化されたインデックスの処理」

ファイルの作成

Create (14) オペレーションを使用して、アプリケーション内からファイルを作成することができます。ファイルを作成するには、新しい Btrieve ファイルの作成に必要な情報を含む構造体を作成する必要があります。

この API の詳細については、『Btrieve API Guide』を参照してください。

サンプル コード

以下のサンプル コードは、Create オペレーションでファイルを作成する方法を示しています。

Visual Basic (ファイルの作成)

以下のサブルーチンは、Orders というファイルを作成します。

```
Sub CreateOrdersFile(OrdFileLocation As String)

    ' 次の構文はファイル仕様を設定します
    OrdFixedRecSize = Len(OrdRecBuf)
    FileDefinitionBuffer.RecLen = OrdFixedRecSize
    FileDefinitionBuffer.PageSize = 4096
    FileDefinitionBuffer.IndxCnt = 2
    FileDefinitionBuffer.FileFlags = VARIABLELENGTH

    ' キー 0、注文番号
    FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyPos = 1
    FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyLen = 4
    FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyFlags = EXTTYPE +
        MODIFIABLE
    FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyType = Chr$(BAUTOINC)
```

```

    ' キー 1、連絡先番号
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyPos = 5
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyLen = 4
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyFlags = EXTTYPE +
    MODIFIABLE + DUP
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyType = Chr$(BUNSGBIN)

BufLen = Len(FileDefinitionBuffer)
OrdFileLocation = OrdFileLocation & " "
KeyBufLen = Len(OrdFileLocation)
CopyMemory OrdKeyBuffer, OrdFileLocation,
    Len(OrdFileLocation)
giStatus = BTRCALL(BCREATE, OrdPosBlock,
    FileDefinitionBuffer, BufLen, ByValOrdFileLocation,
    KeyBufLen, 0)
End Sub

```

Delphi (ファイルの作成)

以下のルーチンは、Customer という可変長ファイルを作成します。

```

function CreateCustomerFile(FileName:String):SmallInt;
var
    CustRec :CustomerRecordType;           // ユーザー定義
        のレコード構造体
    CustBufLen :word;
    CustPosBlock :TPositionBlock;         // [1..128] の
        バイト配列
    CustFileLocation :String[255];
    CustFixedRecSize :LongInt;
    FileDefinitionBuffer :FileCreateBuffer; // ファイル作成
        用の構造体
    FilebufLen :Word;
    KeyNum :ShortInt;

begin
    { 次の構文はファイル仕様を定義します }
    { レコードの固定長部分のみのサイズを計算 }
    CustFixedRecSize :=
        SizeOf(CustRec) - SizeOf(CustRec.Notes);
    FileDefinitionBuffer.fileSpec.recLen :=
        CustFixedRecSize;
    FileDefinitionBuffer.fileSpec.PageSize := 4096;
    FileDefinitionBuffer.fileSpec.IndexCount:= 4;
    FileDefinitionBuffer.fileSpec.FileFlags :=
        VARIABLELENGTH;

    { キー仕様の定義、キー 0 連絡先番号 }
    FileDefinitionBuffer.keyspecArray[0].Position := 1;

```

```

FileDefinitionBuffer.keyspecArray[0].Length    := 4;
    { 4 バイト整数 }
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[0].Flags     :=
    KFLG_EXTTYPE_KEY + KFLG_MODX;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[0].KeyType   :=
    AUTOINCREMENT_TYPE;

    { キー 1、連絡先名 }
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[1].Position := 5;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[1].Length   := 30;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[1].Flags    :=
    KFLG_EXTTYPE_KEY + KFLG_MODX + KFLG_DUP;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[1].KeyType  :=
    STRING_TYPE;

    { キー 2、会社名 }
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[2].Position := 35;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[2].Length   := 60;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[2].Flags    :=
    KFLG_EXTTYPE_KEY + KFLG_MODX + KFLG_DUP;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[2].KeyType  :=
    STRING_TYPE;

    { キー 3、販売員、次回の連絡日 }
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[3].Position := 220;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[3].Length   := 4;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[3].Flags    :=
    KFLG_EXTTYPE_KEY + KFLG_MODX + KFLG_DUP + KFLG_SEG;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[3].KeyType  :=
    LSTRING_TYPE;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[4].Position := 223;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[4].Length   := 4;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[4].Flags    :=
    KFLG_EXTTYPE_KEY + KFLG_MODX + KFLG_DUP;
FileDefinitionBuffer.keyspecArray[4].KeyType  :=
    DATE_TYPE;

CustFileLocation := FileName + #0;    { 作成するファイル
    のパスおよびファイル名 }
FileBufLen       := sizeof(FileDefinitionBuffer);
KeyNum           := 0;
FillChar(CustPosBlock, SizeOf(CustPosBlock), #0);

Result := BTRV(B_CREATE,           //OpCode 14
          CustPosBlock,             // ポジション ブ
          ロック ("cursor" または "handle")
          FileDefinitionBuffer,     // 新規ファイルの
          定義
          FileBufLen,               // 定義の長さ
          CustFileLocation[1],     // パスとファイル名

```

```

        keyNum);                                // 0 (ゼロ) は既存
        のファイルを上書きする
end;      {CreateCustomerFile}

```

C/C++ (レコードの作成)

```

BTI_SINT CreateCustomerFile(LPCTSTR szCustomerFileName)
{
    Customer_Record_Type  CustRec;              // ユーザー定義の
        レコード構造体
    char                   CustPosBlock[POS_BLOCK_SIZE];
        // customer ファイル内の "Cursor"
    char                   CustFileLocation[255];
    size_t                 CustFixedRecSize;
    FileDescriptionType    FileDefBuf;         // ファイル作成用
        の構造体
    BTI_WORD               FilebufLen;
    char                   KeyNum;              // 1 バイトの符号
        付き整数
    BTI_SINT               iStatus;

        /* レコードの固定長部分のサイズを計算 */
    CustFixedRecSize      = sizeof(CustRec) -
        sizeof(CustRec.Notes);
    FileDefBuf.RecLen     = CustFixedRecSize;
    FileDefBuf.PageSize  = 4096;
    FileDefBuf.IndxCnt   = 4;
    FileDefBuf.DupPointers = 4;
    FileDefBuf.FileFlags = VAR_RECS | BALANCED_KEYS;
        /* キー仕様の定義、キー 0 連絡先番号 */
    FileDefBuf.KeyBuf[0].KeyPos   = 1;
    FileDefBuf.KeyBuf[0].KeyLen  = 4;
    FileDefBuf.KeyBuf[0].KeyFlags = EXTTYPE_KEY | MOD;
    FileDefBuf.KeyBuf[0].KeyType = AUTOINCREMENT_TYPE;
        /* キー 1 - 連絡先名 */
    FileDefBuf.KeyBuf[1].KeyPos   = 5;
    FileDefBuf.KeyBuf[1].KeyLen  = 30;
    FileDefBuf.KeyBuf[1].KeyFlags = EXTTYPE_KEY | DUP |
        MOD;
    FileDefBuf.KeyBuf[1].KeyType = STRING_TYPE;
        /* キー 2 - 会社名 */
    FileDefBuf.KeyBuf[2].KeyPos   = 35;
    FileDefBuf.KeyBuf[2].KeyLen  = 60;
    FileDefBuf.KeyBuf[2].KeyFlags = EXTTYPE_KEY | DUP |
        MOD;
    FileDefBuf.KeyBuf[2].KeyType = STRING_TYPE;
        /* キー 3 - 販売員、次回の連絡日 */
    FileDefBuf.KeyBuf[3].KeyPos   = 220;
    FileDefBuf.KeyBuf[3].KeyLen  = 3;

```

```

FileDefBuf.KeyBuf[3].KeyFlags = EXTTYPE_KEY | DUP |
    MOD | SEG;
FileDefBuf.KeyBuf[3].KeyType = STRING_TYPE;

FileDefBuf.KeyBuf[4].KeyPos = 223;
FileDefBuf.KeyBuf[4].KeyLen = 4;
FileDefBuf.KeyBuf[4].KeyFlags = EXTTYPE_KEY | DUP |
    MOD;
FileDefBuf.KeyBuf[4].KeyType = DATE_TYPE;

//
//-----
-----
FilebufLen = sizeof(FileDefBuf);
KeyNum = 0; // 上書き処理
strcpy(CustFileLocation, szCustomerFileName);
iStatus = BTRV(B_CREATE,
            CustPosBlock,
            &FileDefBuf,
            &FilebufLen,
            CustFileLocation,
            KeyNum);
return(iStatus);
} // CreateCustomerFile()

```

サンプル構造体（ファイルの作成）

以下のサンプル構造体はそれぞれ、前の Visual Basic、Delphi および C/C++ のコード サンプルで使用される構造体です。

Visual Basic（ファイルの作成）－サンプル構造体

```

Declare Function BTRCALL Lib "w3btrv7.dll" (ByVal OP, _
    ByVal Pb$, Db As Any, DL As Long, Kb As Any, _
    ByVal Kl, ByVal Kn) As Integer

Declare Sub CopyMemory Lib "KERNEL32" Alias
    "RtlMoveMemory" _
    (hpvDest As Any, hpvSource As Any, ByVal cbCopy As
    Long)

Type OrderRecordBufferType
    OrderNumberAs typ_byte4           ' 4 バイト unsigned
    ContactNumber As typ_byte4       ' 4 バイト unsigned
    OrderDateAs DateType
    OrderTotal As typ_byte4           ' 4 バイト real
    NotUsed As String * 64
End Type

```

```

Type OrderKeyBufferType
  BufferValue(255) As Byte
  OrderNumber As typ_byte4
  CustNumber As typ_byte4
  NotUsed As String * 64
End Type

```

```

Type FileSpec
  RecLenAs Integer
  PageSize As Integer
  IndxCnt As Integer
  NotUsedAs String * 4
  FileFlags As Integer
  Reserved As String * 2
  Allocation As Integer
  KeyBuf0 As KeySpec
  KeyBuf1 As KeySpec
  KeyBuf2 As KeySpec
  KeyBuf3 As KeySpec
  KeyBuf4 As KeySpec
  KeyBuf5 As KeySpec
End Type

```

```
Global FileDefinitionBuffer As FileSpec
```

{ 以下は Order テーブル変数 }

```

Global OrdPosBlock           As Byte(0 to 127)
Global OrdRecPos             As typ_byte4
Global OrdRecBuf             As OrderRecordBufferType
Global OrdKeyBuffer          As OrderKeyBufferType
Global OrdFixedRecSize      As Long
Global OrdFileLocation       As String

```

Delphi (ファイルの作成) - サンプル構造体

```

type
  CustomerRecordType = packed record
    必要に応じた処理
  end; //CustomerRecordType

type
  TPositionBlock = array[0..127] of byte;

type
  BTI_KEY_DESC = packed record
    Position :BTI_SINT;
    Length   :BTI_SINT;
    KeyFlags :BTI_SINT;

```

```

    NumUnique :BTI_LONG;
    ExtKeyType:BTI_BYTE;
    NullVal    :BTI_BYTE;
    Reserv     :array [0..1] of BTI_CHAR;
    KeyNumber  :BTI_UBYTE;
    ACSNumber  :BTI_UBYTE;
end;    {BTI_KEY_DESC}

BTI_KEY_ARRAY = array [0..MAX_KEY_SEG - 1] of
BTI_KEY_DESC;
BTI_ACS       = array [0..ACS_SIZE - 1] of BTI_CHAR;

```

type

```

FileCreateBuffer = packed record
    RecLen      :BTI_SINT;
    PageSize   :BTI_SINT;
    NumKeys     :BTI_SINT;
    Reserved1  :BTI_LONG;
    FileFlags  :BTI_SINT;
    DupPointers:BTI_BYTE;
    Reserved2  :BTI_BYTE;
    Alloc      :BTI_SINT;
    Keys       :BTI_KEY_ARRAY;
    ACS        :BTI_ACS;
end;    {BTI_FILE_DESC}

```

ここで留意すべき点は、定義を簡単にするために、オルタネート コーディング シーケンス (ACS) をキー配列全体の後に置くということです。Btrieve は、最後のキー セグメントの直後に ACS が続くことを期待しているため、ACS を構造体内の該当位置まで移動させる必要があります。

C/C++ (ファイルの作成) - サンプル構造体

```

struct CustRec
{
    必要に応じた処理
} //CustRec
struct date_type
{
    BTI_BYTE  day;
    BTI_BYTE  month;
    BTI_SINT  year;
}; //date_type

struct KeySpec
{
    BTI_SINT  KeyPos;
    BTI_SINT  KeyLen;
    BTI_SINT  KeyFlags;
    BTI_LONG  KeyTot;

```

```

BTI_CHAR  KeyType;
BTI_CHAR  NulValue;
BTI_CHAR  NotUsed[2];
BTI_BYTE  KeyNumber;
BTI_BYTE  ACSNum;
}; //KeySpec
struct FileDescriptionType
{
    BTI_SINT  RecLen;
    BTI_SINT  PageSize;
    BTI_SINT  IndxCnt;
    BTI_LONG  RecTot;
    BTI_SINT  FileFlags;
    BTI_BYTE  DupPointers;
    BTI_BYTE  NotUsed;
    BTI_SINT  Allocation;
    KeySpec  KeyBuf[119];
}; //FileDescriptionType

```

レコードの挿入

Insert (2) オペレーションは、ファイルにレコードを挿入します。この API への呼び出しを行うには以下の前提条件を満たす必要があります。

- 対象となるファイルが開いている必要があります。
- 挿入するレコードは適切なレコード長を持つ必要があります。また、キー値は対象となるファイルで定義されているキーと一致していなければなりません。

データ バッファに挿入する行を設定して **BINSERT** を呼び出すことにより、行を挿入できます。この API の詳細については、『**Btrieve API Guide**』を参照してください。以下のサンプル コードとサンプル構造体は、**Visual Basic**、**Delphi**、および **C/C++** で **Insert** オペレーションを実行する方法を示しています。

サンプル コード

以下のサンプル コードは、**Insert** オペレーションでレコードを挿入する方法を示しています。

- 「[Visual Basic \(レコードの挿入\)](#)」
- 「[Delphi \(レコードの挿入\)](#)」
- 「[C/C++ \(レコードの挿入\)](#)」

Visual Basic (レコードの挿入)

```
FillCustBufFromCustomerEdit
```

InsertCustomerRecord ' BtrCallModule プロシージャ

```

Sub FillCustBufFromCustomerEdit()
    Dim tmlong As Long
    Dim StrDay As String * 2
    Dim StrMonth As String * 2
    Dim StrYear As String * 4

    tmlong = CLng(FormCustomerEdit.EdContactNumber.Text)
    CustRecBuf.ContactNumber = ToType4(tmlong)
    「サンプル構造体 (レコードの挿入)」のサンプルを参照してください。
    CustRecBuf.ContactName =
        FormCustomerEdit.EdContactName.Text
    CustRecBuf.CompanyName =
        FormCustomerEdit.EdCompanyName.Text
    CustRecBuf.Address1 =
        FormCustomerEdit.EdAddress1.Text
    CustRecBuf.Address2 =
        FormCustomerEdit.EdAddress2.Text
    CustRecBuf.City =
        FormCustomerEdit.EdCity.Text
    CustRecBuf.State =
        FormCustomerEdit.EdState.Text
    CustRecBuf.ZipCode =
        FormCustomerEdit.EdZip.Text
    CustRecBuf.Country =
        FormCustomerEdit.EdCountry.Text
    CustRecBuf.SalesRep =
        FormCustomerEdit.EdSalesRep.Text
    StrDay =
        Mid$(FormCustomerEdit.EdContactDate.Text, 1, 2)
    StrMonth =
        Mid$(FormCustomerEdit.EdContactDate.Text, 4, 2)
    StrYear =
        Mid$(FormCustomerEdit.EdContactDate.Text, 7, 4)
    CustRecBuf.NextContact.Day = CByte(StrDay)
    CustRecBuf.NextContact.Month = CByte(StrMonth)
    CustRecBuf.NextContact.Year = CInt(StrYear)
    CustRecBuf.PhoneNumber =
        FormCustomerEdit.EdPhone.Text
    CustRecBuf.Notes =
        Trim(FormCustomerEdit.EdNotes.Text) & Chr$(0)
    FormCustomerEdit.EdRecLength = Str(CustBufLength)
End Sub

Sub InsertCustomerRecord()
    Dim lCustBufLength As Long
    Dim iKeyNum As Integer
    Dim iKeyBufLen As Integer

```

```

lCustBufLength = Len(CustRecBuf) - MaxNoteFieldSize +
  Len(Trim(CustRecBuf.Notes))
' CustBufLength = 238
iKeyBufLen = KEY_BUF_LEN
iKeyNum = CustKeyBuffer.CurrentKeyNumber
giStatus = BTRCALL(BINSERT, CustPosBlock, CustRecBuf,
  lCustBufLength, CustKeyBuffer, iKeyBufLen, iKeyNum)
End Sub

```

Delphi (レコードの挿入)

```

function InsertCustomerRecord( var
  CustPosBlock : TPositionBlock;
  CustRec      : CustomerRecordType) : SmallInt;
var
  CustBufLen   :Word;
  KeyNum       :ShortInt;
  CustKeyBuffer:String[255];
begin
  { 可変長レコードの全体のサイズを計算 }
  CustBufLen := SizeOf(CustRec) - SizeOf(CustRec.Notes) +
    Length(CustRec.Notes);
  KeyNum := -1; { 挿入時の " カレンシー変更なし " を指定 }
  FillChar(CustKeyBuffer, SizeOf(CustKeyBuffer), #0);
  {not needed going in}
  Result := BTRV(B_INSERT,           //OpCode 2
    ション ブロック CustPosBlock,    // 既にかいているポジ
    CustRec,           // 挿入するレコード
    CustBufLen,       // 新規レコードの長さ
    CustKeyBuffer[1], // NCC insert には不要
    KeyNum);
end; {InsertCustomerRecord}

```

C/C++ (レコードの挿入)

```

BTI_SINT InsertCustomerRecord(
  char      CustPosBlock[POS_BLOCK_SIZE],
  Customer_Record_Type CustRec)
{
  BTI_WORD  CustBufLen;
  char      KeyNum;    // 1 バイトの符号付きバイト
  char      CustKeyBuffer[255];
  BTI_SINT  iStatus;

  /* 可変長レコードの全体のサイズを計算 */
  CustBufLen = sizeof(CustRec) - sizeof(CustRec.Notes) +
    strlen(CustRec.Notes);
  KeyNum = -1;    // insert 中の " カレンシー変更なし " を指定

```

```

memset(CustKeyBuffer, sizeof(CustKeyBuffer), 0);
//not needed going in
iStatus = BTRV(B_INSERT,           //OpCode 2
        CustPosBlock,           // 既に開いているポジション
        ブロック
        &CustRec,               // 挿入するレコード
        &CustBufLen,           // 新規レコードの長さ
        CustKeyBuffer,         // NCC insert には不要
        KeyNum);
PrintStatus("B_INSERT:status = %d", iStatus);
return(iStatus);
} // InsertCustomerRecord()

```

サンプル構造体（レコードの挿入）

以下のサンプル構造体はそれぞれ、前の Visual Basic、Delphi および C/C++ のコード サンプルで使用される構造体です。

Visual Basic（レコードの挿入）－サンプル構造体

```

Global Const BINSERT = 2

' 以下は Customer テーブルのデータ構造
Type CustomerRecordBufferType
    ContactNumber As typ_byte4
    ContactNameAs String * 30
    CompanyName As String * 60
    Address1 As String * 30
    Address2 As String * 30
    City As String * 30
    StateAs String * 2
    ZipCodeAs String * 10
    CountryAs String * 3
    PhoneNumberAs String * 20
    SalesRepAs String * 3
    NextContactAs DateType
    NotUsedAs String * 12
    Notes As String * MaxNoteFieldSize
End Type

' 以下は Customer ファイルの変数
Global CustPosBlockAs Byte(0 to 127)
Global CustRecBuf As CustomerRecordBufferType
Global CustKeyBufferAs CustomerKeyBufferType
Global CustFixedRecSize As Long
Global CustFileLocationAs String
Global CustPositionAs typ_byte4
Global CustPosPercent As typ_byte4

```

```

Function ToInt(vValue As typ_byte4) As Long
    Dim iInt As Long
    CopyMemory iInt, vValue, 4
    ToInt = iInt
End Function

Function ToType4(vValue As Long) As typ_byte4
    Dim tmpTyp4 As typ_byte4
    CopyMemory tmpTyp4, vValue, 4
    ToType4 = tmpTyp4
End Function

```

Delphi (レコードの挿入) – サンプル構造体

```

type
    CustomerRecordType = packed record
        必要に応じた処理
    end;    //CustomerRecordType

```

C/C++ (レコードの挿入) – サンプル構造体

```

struct CustRec
{
    必要に応じた処理
} //CustRec

```

レコードの更新

Update (3) オペレーションは、既存のレコード内の情報を変更します。この Btrieve 呼び出しを行うには、ファイルが開いており、物理カレンシーが確立していなければなりません。トランザクション内でレコードを更新する場合は、レコードの取得もトランザクション内で行う必要があります。

この API の詳細については、『Btrieve API Guide』を参照してください。以下のサンプルコードとサンプル構造体は、Visual Basic、Delphi、および C/C++ で Update オペレーションを実行する方法を示しています。

サンプルコード

以下のサンプルコードは、Update オペレーションでファイルを変更する方法を示しています。

- 「Visual Basic (レコードの更新)」
- 「Delphi (レコードの更新)」
- 「C/C++ (レコードの更新)」

Visual Basic (レコードの更新)

```

FillCustBufFromCustomerEdit
UpdateCustomerRecord      'BtrCallModule プロシージャ

Sub FillCustBufFromCustomerEdit()
    Dim tmlong As Long
    Dim StrDay As String * 2
    Dim StrMonth As String * 2
    Dim StrYear As String * 4

    tmlong =
        CLng(FormCustomerEdit.EdContactNumber.Text)
    CustRecBuf.ContactNumber = ToType4(tmlong)
    CustRecBuf.ContactName =
        FormCustomerEdit.EdContactName.Text
    CustRecBuf.CompanyName =
        FormCustomerEdit.EdCompanyName.Text
    CustRecBuf.Address1 =
        FormCustomerEdit.EdAddress1.Text
    CustRecBuf.Address2 =
        FormCustomerEdit.EdAddress2.Text
    CustRecBuf.City =
        FormCustomerEdit.EdCity.Text
    CustRecBuf.State =
        FormCustomerEdit.EdState.Text
    CustRecBuf.ZipCode =
        FormCustomerEdit.EdZip.Text
    CustRecBuf.Country =
        FormCustomerEdit.EdCountry.Text
    CustRecBuf.SalesRep =
        FormCustomerEdit.EdSalesRep.Text
    StrDay =
        Mid$(FormCustomerEdit.EdContactDate.Text, 1, 2)
    StrMonth =
        Mid$(FormCustomerEdit.EdContactDate.Text, 4, 2)
    StrYear =
        Mid$(FormCustomerEdit.EdContactDate.Text, 7, 4)
    CustRecBuf.NextContact.Day = CByte(StrDay)
    CustRecBuf.NextContact.Month = CByte(StrMonth)
    CustRecBuf.NextContact.Year = CInt(StrYear)
    CustRecBuf.PhoneNumber =
        FormCustomerEdit.EdPhone.Text
    CustRecBuf.Notes =
        Trim(FormCustomerEdit.EdNotes.Text) & Chr$(0)
    FormCustomerEdit.EdRecLength = Str(CustBufLength)
End Sub

Sub UpdateCustomerRecord()
    Dim lCustBufLength As Long

```

```

Dim iKeyBufLen As Integer
Dim iKeyNum As Integer

' 次の構文は customer レコードを更新します

lCustBufLength = Len(CustRecBuf) - MaxNoteFieldSize + _
    Len(Trim(CustRecBuf.Notes))
iKeyBufLen = KEY_BUF_LEN
iKeyNum = CustKeyBuffer.CurrentKeyNumber
giStatus = BTRCALL(bUpdate, CustPosBlock, CustRecBuf,
    lCustBufLength, CustKeyBuffer, iKeyBufLen, iKeyNum)
End Sub

```

Delphi (レコードの更新)

```

function UpdateCustomerRecord( var
    CustPosBlock:TPositionBlock;
    CustRec      :CustomerRecordType) : SmallInt;
var
    CustBufLen    :Word;
    KeyNum        :ShortInt;
    CustKeyBuffer :String[255];
begin
    { 可変長レコードの全体のサイズを計算 } }
    CustBufLen := SizeOf(CustRec) - SizeOf(CustRec.Notes) +
        Length(CustRec.Notes);
    KeyNum := -1; { 更新時の " カレンシー変更なし " を指定 }
    FillChar(CustKeyBuffer, SizeOf(CustKeyBuffer), #0);
    {not needed going in}
    Result := BTRV(B_UPDATE,           //OpCode 3
        CustPosBlock,           // 既にかいているポジ
        ション ブロック
        CustRec,                 // 新規レコード
        CustBufLen,             // 新規レコードの長さ
        CustKeyBuffer[1],       // NCC update には不要
        KeyNum);
end;    {UpdateCustomerRecord}

```

C/C++ (レコードの更新)

```

BTI_SINT UpdateCustomerRecord(
    char          CustPosBlock[POS_BLOCK_SIZE],
    Customer_Record_Type CustRec)
{
    BTI_WORD CustBufLen;
    char      KeyNum;    // 1 バイトの符号付きバイト
    char      CustKeyBuffer[255];
    BTI_SINT  iStatus;
    /* 可変長レコードの全体のサイズを計算 */

```

```
CustBufLen = sizeof(CustRec) - sizeof(CustRec.Notes) +
    strlen(CustRec.Notes);
KeyNum = -1; // 更新時の " カレンシー変更なし " を指定
memset(CustKeyBuffer, sizeof(CustKeyBuffer), 0);
    //not needed going in
iStatus = BTRV(B_UPDATE, //OpCode 3
    CustPosBlock, // 既にかいているポジション
    ブロック
    &CustRec, // 挿入するレコード
    &CustBufLen, // 新規レコードの長さ
    CustKeyBuffer, // NCC insert には不要
    KeyNum);
PrintStatus("B_UPDATE:status = %d", iStatus);
return(iStatus);
} //UpdateCustomerRecord()
```

サンプル構造体（レコードの更新）

以下のサンプル構造体はそれぞれ、前の Visual Basic、Delphi および C/C++ のコード サンプルで使用される構造体です。

Visual Basic（レコードの更新）－サンプル構造体

```
Global Const bUpdate = 3
```

Insert オペレーションについては、「[サンプル構造体（レコードの挿入）](#)」を参照してください。

Delphi（レコードの更新）－サンプル構造体

```
type
    CustomerRecordType = packed record
        必要に応じた処理
    end; //CustomerRecordType
```

C/C++（レコードの更新）－サンプル構造体

```
struct CustRec
{
    必要に応じた処理
} //CustRec
```

Step オペレーションの実行

Step オペレーション（Step First、Step Next、Step Last、Step Previous）では、レコードを取得してデータ バッファに入れることができます。レコードを取得するためにキー パスは使用されません。これらの API の詳細については、『[Btrieve API Guide](#)』を参照してください。

以下のサンプル コードとサンプル構造体は、Delphi と C/C++ で Step オペレーションを実行する方法を示しています。



メモ レコードが返される順序に決して依存しないでください。MicroKernel は、いつでもファイル内のレコードを移動できます。特定の順序でレコードを必要とする場合は、Get オペレーションを使用してください。

サンプル コード

以下のサンプル コードは、Step オペレーションでレコードを取得する方法を示しています。

Delphi (Step オペレーション)

以下のコード例は、ファイル内の最初の物理位置を返します。

```

{ ファイルから最初の物理レコードを取得 }
CustBufLen := SizeOf(CustRec);           // データ レコードの
    最大サイズ
Status      := BTRV(B_STEP_FIRST,       //OpCode 33
    CustPosBLock,           // 既に開いているポジ
    ション ブロック
    CustRec,                // レコードが返される
    バッファー
    CustBufLen,            // 返される最大長
    CustKeyBuffer[1],     // Step では不要
    CustKeyNumber);      // Step では不要

{ ファイルから 2 番目のレコードを取得 (順序は保証されない) }
CustBufLen := SizeOf(CustRec);           // リセット - 前の
    Step によって変更されている
Status      := BTRV(B_STEP_NEXT,        //OpCode 24
    CustPosBLock,
    CustRec,
    CustBufLen,
    CustKeyBuffer[1]
    CustKeyNumber);

{ 先頭レコードに戻る }
CustBufLen := SizeOf(CustRec);           // リセット - 前の
    Step によって変更されている
Status      := BTRV(B_STEP_PREV,        //OpCode 35
    CustPosBLock,
    CustRec,
    CustBufLen,
    CustKeyBuffer[1],
    CustKeyNumber);

```

C/C++ (Step オペレーション)

```

/* ファイルから最初の物理レコードを取得 */
CustBufLen = sizeof(CustRec);      // データ レコードの最
    大サイズ
iStatus = BTRV(B_STEP_FIRST,      // OpCode 33
    CustPosBLock,                // 既に開いているポジ
    ション ブロック
    &CustRec,                    // レコードが返される
    バッファ
    &CustBufLen,                // 返される最大長
    CustKeyBuffer,              // Step では不要
    KeyNum);                    // Step では不要
/* ファイルから 2 番目のレコードを取得 (順序は保証されない) */
CustBufLen = sizeof(CustRec);      // リセット - 前の
    Step によって変更されている
iStatus = BTRV(B_STEP_NEXT,      // OpCode 24
    CustPosBLock,
    &CustRec,
    &CustBufLen,
    CustKeyBuffer,
    KeyNum);
/* 先頭レコードに戻る */
CustBufLen = sizeof(CustRec);      // リセット - 前の
    Step によって変更されている
iStatus = BTRV(B_STEP_PREVIOUS,  // OpCode 35
    CustPosBLock,
    &CustRec,
    &CustBufLen,
    CustKeyBuffer,
    KeyNum);

```

サンプル構造体

以下のサンプル構造体はそれぞれ、前の Delphi および C/C++ のコード サンプルで使用される構造体です。

Delphi (Step オペレーション) - サンプル構造体

```

type
    CustomerRecordType = packed record
        必要に応じた処理
    end;    //CustomerRecordType

```

C/C++ (Step オペレーション) – サンプル構造体

```

struct CustRec
{
    必要に応じた処理
} //CustRec

```

Get オペレーションの実行

Get オペレーションでは、レコードを取得できます。これらのオペレーションは、どの行を返すかを指定するためにキーバッファパラメーターを必要とします。これらの API の詳細については、『Btrieve API Guide』を参照してください。

以下のサンプルコードとサンプル構造体は、Visual Basic、Delphi、および C/C++ でいくつかの Get オペレーションを実行する方法を示しています。

サンプルコード

以下のサンプルコードは、Get オペレーションでファイルを取得する方法を示しています。

Visual Basic (Get オペレーション)

```

Sub LoadContactBox(RecPosition As typ_byte4)
    FormBrowseCustomers.lstContact.Clear
    GetDirectCustomerRecord ' BtrCallModule プロシージャ
    If giStatus = 0 Then

        ' 次の構文は contact リスト ボックス文字列を作成します
        FormatContListBoxString
        If giStatus = 0 Then
            PosIndex = 0
            PosArray(PosIndex) = RecPosition
            FirstRecPosition = RecPosition
        End If
    Else
        FormBrowseCustomers.lblMsg.Caption = "didn't get record"
    End If

    ' 次の構文はリスト ボックスの残りを埋めます
    While giStatus = 0 And PosIndex < CustMaxNumRows - 1
        GetNextCustomerRecord ' BtrCallModule プロシージャ
        If giStatus = 0 Then
            ' contact リスト ボックス文字列を作成
            FormatContListBoxString

```

' 次の構文はレコード位置を返します

```
GetPositionCustomerRecord ' BtrCallModule プロシージャ
If giStatus = 0 Then
    PosIndex = PosIndex + 1
    PosArray(PosIndex) = RecPosition
```

' 次の構文はレコード位置配列へのポインターを構築します

```
Select Case PosIndex
    Case 1
        SecondRecPosition = RecPosition
    Case 10
        SecToLastRecPosition = RecPosition
    Case 11
        LastRecPosition = RecPosition
End Select
End If
End If
Wend
If FormBrowseCustomers.lstContact.ListCount <> 0 Then
    FormBrowseCustomers.lstContact.ListIndex = 0
End If
End Sub
```

```
Sub GetDirectCustomerRecord()
    Dim iKeyBufLen As Integer
    Dim iKeyNum As Integer
```

' 次の構文はレコード位置によって直接レコードを取得します

```
BufLen = Len(CustRecBuf)
iKeyBufLen = MaxKeyBufLen
iKeyNum = CustKeyBuffer.CurrentKeyNumber
```

' 次の構文はデータ バッファーにアドレスを設定します

```
CustRecBuf.Notes = "" ' 取得の前に可変長領域をクリア
LSet CustRecBuf = RecPosition
giStatus = BTRCALL(BGETDIRECT, CustPosBlock, _
    CustRecBuf, BufLen, CustKeyBuffer, iKeyBufLen, _
    iKeyNum)
DBLen = BufLen
End Sub
```

```
Sub GetNextCustomerRecord()
    Dim iKeyNum As Integer
    Dim iKeyBufLen As Integer
```

・ 次の構文は次の customer レコードを返します

```

BufLen = Len(CustRecBuf)
iKeyBufLen = KEY_BUF_LEN
iKeyNum = CustKeyBuffer.CurrentKeyNumber
giStatus = BTRCALL(BGETNEXT, CustPosBlock, _
    CustRecBuf, BufLen, CustKeyBuffer, iKeyBufLen, _
    iKeyNum)
End Sub

```

```

Sub GetPositionCustomerRecord()

```

```

    Dim iKeyBufLen As Integer

```

```

    Dim iKeyNum As Integer

```

・ 次の構文はレコード位置を返します

```

BufLen = MaxDataBufLen
iKeyBufLen = KEY_BUF_LEN
iKeyNum = CustKeyBuffer.CurrentKeyNumber
giStatus = BTRCALL(BGETPOS, CustPosBlock, _
    RecPosition, BufLen, CustKeyBuffer, iKeyBufLen, _
    iKeyNum)
End Sub

```

Delphi (Get オペレーション)

```

var
    CustKeyBuffer:LongInt;
begin
    CustBufLen := SizeOf(CustRec);
    CustKeyNumber := 0; {In order by Contact ID}

    { 次の構文は指定したソート順を使用して、ファイルから }
    { 最初のレコードを返します }
    CustBufLen := SizeOf(CustRec); // データ レコードの最大
    サイズ
    Status := BTRV(B_GET_FIRST, //OpCode 12
        CustPosBlock, // 既にかいているポジ
        ション ブロック
        CustRec, // レコードが返される
        バッファ
        CustBufLen, // 返される最大長
        CustKeyBuffer, // レコードから抽出し
        たキー値を返す
        CustKeyNumber); // 取得時に使用するイ
        ンデックス順

    { 次の構文は指定したソート順でファイル内の次のレコードを }
    { 返します }

```

```

CustBufLen := SizeOf(CustRec); // リセット - 前の Get に
    によって変更されている
Status      := BTRV(B_GET_NEXT, //OpCode 6
                CustPosBLock,
                CustRec,
                CustBufLen,
                CustKeyBuffer[1],
                CustKeyNumber);

    { 次の構文はファイル内の前のレコードを返します }
CustBufLen := SizeOf(CustRec); // リセット - 前の Step
    によって変更されている
Status      := BTRV(B_GET_PREV, //OpCode 7
                CustPosBLock,
                CustRec,
                CustBufLen,
                CustKeyBuffer[1],
                CustKeyNumber);

```

C/C++ (Get オペレーション)

```

    /* ファイルから最初の論理レコードを取得 */
CustBufLen = sizeof(CustRec); // データ レコードの最
    大サイズ
iStatus = BTRV(B_GET_FIRST, //OpCode 12
            CustPosBBlock, // 既にかいているポジ
    ション ブロック
            &CustRec, // レコードが返される
    バッファー
            &CustBufLen, // 返される最大長
            CustKeyBuffer, // レコードから抽出した
    キー値を返す
            CustKeyNumber); // 取得時に使用するイン
    デックス順
    /* ファイルから 2 番目のレコードを取得選択したキー順 */
CustBufLen = sizeof(CustRec); // リセット - 前の Get
    によって変更されている
iStatus = BTRV(B_GET_NEXT, //OpCode 6
            CustPosBBlock,
            &CustRec,
            &CustBufLen,
            CustKeyBuffer,
            CustKeyNumber);
    /* 先頭レコードに戻る */
CustBufLen = sizeof(CustRec); // リセット - 前の Get
    によって変更されている
iStatus = BTRV(B_GET_PREVIOUS, //OpCode 7
            CustPosBBlock,
            &CustRec,

```

```

&CustBufLen,
CustKeyBuffer,
CustKeyNumber);

```

サンプル構造体 (Get オペレーション)

以下のサンプル構造体はそれぞれ、前の Visual Basic、Delphi および C/C++ のコード サンプルで使用される構造体です。

Visual Basic (Get オペレーション) – サンプル構造体

```

Global Const BGETNEXT = 6
Global Const BGETDIRECT = 23
Global Const BGETPOS = 22

```

Delphi (Get オペレーション) – サンプル構造体

```

type
  CustomerRecordType = packed record
    必要に応じた処理
  end; //CustomerRecordType

```

C/C++ (Get オペレーション) – サンプル構造体

```

struct CustRec
{
  必要に応じた処理
} //CustRec

```

チャンク、BLOB、および可変長レコード

Btrieve のチャンク オペレーションを使用すると、可変長レコード部分および BLOB 部分の読み書きが行えます。最大レコード長は 64 GB ですが、固定レコード長の最大は 64 KB (65,535 バイト) です。最初の 65,535 バイトを越えた先にあるレコードの各部分にアクセスしたいときに、チャンクを使用します。

サンプル コード

以下のサンプル コードは、チャンク、バイナリ ラージ オブジェクト (BLOB) および可変長レコードを処理する方法を示しています。

Visual Basic (チャンク /BLOB/ 可変長レコード)

```

Private Sub LoadImageFromBtrieve()

```

Btrieve API プログラミング

- ' 次の構文は、Btrieve に格納されているイメージを
- ' 出力イメージ テキスト ボックスで指定したファイルに返します

```
Dim lBytes As Long
Dim lBytesread As Long
Dim sLine As String
Dim lBytesToRead As Long
Dim iKey As Integer
Dim lAddressMode As Long
Dim lNumberOfChunks As Long
Dim lChunkOffset As Long
Dim lChunkAddress As Long
Dim lChunkLength As Long
Dim iNumChunksRead As Integer
```

```
GetEqualGraphicRecord ' レコードと BLOB の一部を取得
On Error GoTo FileNotFound
```

```
FormCustomerGraphic.MousePointer = 11
lNumberOfChunks = 0
On Error GoTo BMPOpenError
Open txtOutputImage.Text For Binary Access Write As #1
lBytesread = (BufLen - 68)
```

```
' 読み取ったバイト数から Btrieve API グラフィック
' レコードの固定長を差し引いた値を保存する
' グラフィック レコードの最初のチャンクの固定長は
' 68 です (上の GetEqualGraphicRecord)
```

```
sLine = Right(ChunkReadBuffer.ChunkArray, lBytesread)
Put #1, , sLine ' 最初のチャンクを bmp ファイルに書き出す
iNumChunksRead = 1
```

```
If giStatus = 22 And (BufLen = MaxChunkSize) Then
    GetPositionGraphicRecord
```

```
' チャンクを取得する前に、
' 現在のレコードの位置を取得する必要がある
```

```
Do
    lNumberOfChunks = 1
    lChunkOffset = 0
    lChunkAddress = 0
    lChunkLength = MaxChunkSize
    iNumChunksRead = iNumChunksRead + 1
    ChunkGetBuffer.RecordAddress = GrphPosition
```

```
'H80000000 (ランダム チャンクの取得)
```

```
'H40000000 (ネクスト イン レコード バイアス) はレコード内カ  
レンシーを使用させる
```

```
ChunkGetBuffer.AddressMode =  
ToType4((&H80000000 + &H40000000))
```

```

    ChunkGetBuffer.NumberOfChunks =
ToType4 (lNumberOfChunks)
    ChunkGetBuffer.ChunkOffset    =
ToType4 (lChunkOffset)
    ChunkGetBuffer.ChunkAddress   =
ToType4 (lChunkAddress)
    ChunkGetBuffer.ChunkLength   =
ToType4 (lChunkLength)

```

- ' 前の構文は読み取りバッファを使用します。
 - ' 最初のチャンクの取得 GetEqualGraphicRecord で
 - ' レコードの固定長が読み取られているため、以降の
 - ' チャンクの取得ではバッファ全体を使用します。
- ' 次の構文は読み取りバッファと取得バッファを読み込みます

```

    CopyMemory ChunkReadBuffer, ChunkGetBuffer,
Len(ChunkGetBuffer)
    GetGraphicChunk
    If giStatus = 0 Then          'レコードの終わりを越えて読
むと 103 が返される
        If MaxChunkSize <> BufLen Then
            sLine = Left(ChunkReadBuffer.ChunkArray,
BufLen)
            lBytesread = lBytesread + (BufLen)
        Else
            sLine = ChunkReadBuffer.ChunkArray
            Bytesread = lBytesread + MaxChunkSize
        End If
        If Len(sLine) > 0 Then
            Put #1, , sLine
        End If
    End If
    Loop While (giStatus = 0)
End If
Close #1
On Error Resume Next
Set Image1.Picture = LoadPicture(txtOutputImage.Text)
FormCustomerGraphic.MousePointer = 0
NumChunks.Text = iNumChunksRead
NumBytes.Text = lBytesread
LastStatus.Text = giStatus
On Error GoTo 0
Exit Sub

'InvalidPicture:

MsgBox Err.Number & ":" & Err.Description & vbCrLf &
"Load from disk and save", vbOKOnly, "Invalid Picture
in Graphic file"

```

```

Resume Next

FileNotFound:
MsgBox Err.Number & ":" & Err.Description, vbOKOnly,
    "Graphic Load Error"
FormCustomerGraphic.MousePointer = 0
On Error GoTo 0

BMPOpenError:
MsgBox "Directory for temporary imaging work does not
    exist." & vbCrLf & _

    "Please select a valid directory for image out.",
    vbOKOnly, "User path error"

Screen.MousePointer = vbDefault
On Error GoTo 0
End Sub

Sub GetGraphicChunk()
Dim sKeyBuffer As String
Dim iKeyBufLen As Integer

BufLen = Len(ChunkReadBuffer)
sKeyBuffer = Space$(KEY_BUF_LEN)
iKeyBufLen = KEY_BUF_LEN

{ 次の構文では、キー番号にチャンク モードの -2 を設定する必要があります }

giStatus = BTRCALL(BGETDIRECT, GrphPosBlock, _
    ChunkReadBuffer, BufLen, ByVal sKeyBuffer, _
    iKeyBufLen, -2)
End Sub

```

サンプル構造体 (チャンク /BLOB/ 可変長レコード)

次のサンプル構造体は、前の Visual Basic のコード サンプルで使用される構造体です。

Visual Basic (チャンク /BLOB/ 可変長レコード) – サンプル構造体

```

TypeType GraphicRecordBufferType
    ContactNumber As typ_byte4
    NotUsed As String * 64
End Type

```

```

Type GraphicKeyBufferType
  BufferValue(255) As Byte
  CurrentKeyNumberAs Integer
  ContactNumber As typ_byte4
  NotUsed As String * 64
End Type

Type ChunkReadDescriptorNext
  ChunkArray As String * MaxChunkSize
End Type

Type ChunkGetDescriptor
  RecordAddressAs typ_byte4
  AddressModeAs typ_byte4
  NumberOfChunks As typ_byte4
  ChunkOffsetAs typ_byte4
  ChunkLengthAs typ_byte4
  ChunkAddress As typ_byte4
End Type

Global ChunkGetBuffer As ChunkGetDescriptor
Global ChunkReadBuffer As ChunkReadDescriptorNext

' グラフィック テーブル変数
Global GrphPosBlock As Byte(0 to 127)
Global GrphRecBuf As GraphicRecordBufferType
Global GrphKeyBuffer As GraphicKeyBufferType
Global GrphFixedRecSize As Long
Global GrphFileLocation As String
Global GrphKeyNumber As Integer
Global GrphPosition As typ_byte4

```

セグメント化されたインデックスの処理

以下のサンプル コードは、セグメント化されたインデックスを処理する方法を示しています。

サンプル コード

Visual Basic (セグメント化されたインデックス)

```

Sub CreateCustomerFile(CustFileLocation As String)

  ' 次の構文は customer ファイルを作成し、
  ' ファイル仕様を設定します

  CustFixedRecSize = Len(CustRecBuf) -
    Len(CustRecBuf.Notes)

```

```

FileDefinitionBuffer.RecLen = CustFixedRecSize
FileDefinitionBuffer.PageSize = 4096
FileDefinitionBuffer.IndxCnt = 4
FileDefinitionBuffer.FileFlags = VARIABLELENGTH

' 以下はキー仕様を定義する

' キー 0、連絡先番号
FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyPos = 1
FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyLen = 4
FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyFlags = EXTTYPE +
    MODIFIABLE
FileDefinitionBuffer.KeyBuf0.KeyType = Chr$(BAUTOINC)

' キー 1, 連絡先名
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyPos = 5
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyLen = 30
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyFlags = EXTTYPE +
    MODIFIABLE + DUP
FileDefinitionBuffer.KeyBuf1.KeyType = Chr$(BSTRING)

' キー 2, 連絡先名
FileDefinitionBuffer.KeyBuf2.KeyPos = 35
FileDefinitionBuffer.KeyBuf2.KeyLen = 60
FileDefinitionBuffer.KeyBuf2.KeyFlags = EXTTYPE +
    MODIFIABLE + DUP
FileDefinitionBuffer.KeyBuf2.KeyType = Chr$(BSTRING)

' キー 3, 販売員、次回の連絡日

' これはセグメント キー
FileDefinitionBuffer.KeyBuf3.KeyPos = 220
FileDefinitionBuffer.KeyBuf3.KeyLen = 3
FileDefinitionBuffer.KeyBuf3.KeyFlags = EXTTYPE + _
    MODIFIABLE + DUP + SEGMENT
FileDefinitionBuffer.KeyBuf3.KeyType = Chr$(BSTRING)
FileDefinitionBuffer.KeyBuf4.KeyPos = 223
FileDefinitionBuffer.KeyBuf4.KeyLen = 4
FileDefinitionBuffer.KeyBuf4.KeyFlags = EXTTYPE +
    MODIFIABLE + DUP
FileDefinitionBuffer.KeyBuf4.KeyType = Chr$(BDATE)

BufLen = Len(FileDefinitionBuffer)
CustFileLocation = CustFileLocation & " "
KeyBufLen = Len(CustFileLocation)
giStatus = BTRCALL(BCREATE, CustPosBlock, _
    FileDefinitionBuffer, BufLen, _
    ByVal CustFileLocation, KeyBufLen, 0)
End Sub

```

Delphi (セグメント化されたインデックス)

セグメント化されたインデックスの作成に関するコードを参照するには、「[Delphi \(ファイルの作成\)](#)」コード サンプルの「キー 3」を参照してください。

```

var
  CustKeyBuffer : record           // セグメント キー
    バッファー
    SalesRep     : array[0..2] of Char;
    NextContact  : DateType;     //Btrieve データ構造
  end;

  CustBufLen : Word;
  CustKeyNumber : ShortInt;
begin
  CustKeyNumber := 3;              //SalesRep/Date 順
  CustKeyBuffer.SalesRep := 'TO'; // イニシャル TO の人物
    を検索
  CustKeyBuffer.NextContact.Day := 9; //NextContact が
    9/9/98
  CustKeyBuffer.NextContact.Month := 9;
  CustKeyBuffer.NextContact.Year := 1998;

  CustBufLen := SizeOf(CustRec);

  { 次の構文は指定したソート順 (キー番号) を使用して最初のレコー
    ドを返します }
  Status := BTRV(B_GET_EQUAL,      //OpCode 5
    CustPosBlock, // 既に開いているポジ
    ション ブロック
    CustRec,      // レコードが返される
    バッファー
    CustBufLen,  // 返される最大長
    CustKeyBuffer, // レコードから抽出した
    キー値を返す
    CustKeyNumber); // 取得時に使用するイン
    デックス順

```

C/C++ (セグメント化されたインデックス)

```

struct // セグメント化されたキー バッファー
{
  char      SalesRep[3];
  date_type NextContact; //Btrieve データ構造
} CustKeyBuffer;
BTI_WORD  CustBufLen;
char      CustKeyNumber;
CustKeyNumber = 3;              // SalesRep/Date 順

```

Btrieve API プログラミング

```
CustKeyBuffer.SalesRep = "TO";      // イニシャル TO の人
    物を検索
CustKeyBuffer.NextContact.Day = 9; // NextContact が
    9/9/98
CustKeyBuffer.NextContact.Month = 9;
CustKeyBuffer.NextContact.Year = 1998;
CustBufLen = sizeof(CustRec);
    /* 指定したソート順 (KeyNum) でファイルから先頭レコード
    を取得する */
iStatus = BTRV(B_GET_EQUAL,          //OpCode 5
    CustPosBBlock,                    // 既に開いているポジ
    ション ブロック
    &CustRec,                          // レコードが返される
    バッファー
    &CustBufLen,                       // 返される最大長
    CustKeyBuffer,                      // 検索するレコードを指定
    CustKeyNumber);                    // 取得時に使用するイ
    ンデックス順
```

Visual Basic のための Btrieve API 関数の宣言

以下に、Visual Basic のための Btrieve API 関数の宣言を示します。

```
Declare Function BTRCALL Lib "w3btrv7.dll" (ByVal OP,  
ByVal Pb$, Db As Any, DL As Long, Kb As Any, ByVal Kl,  
ByVal Kn) As Integer
```

```
Declare Function BTRCALLID Lib "w3btrv7.dll" (ByVal OP,  
ByVal Pb$, Db As Any, DL As Long, Kb As Any, ByVal  
Kl, ByVal Kn, ByVal ID) As Integer
```

```
Declare Sub CopyMemory Lib "KERNEL32" Alias  
"RtlMoveMemory" (hpvDest As Any, hpvSource As Any,  
ByVal cbCopy As Long)
```


データベースの作成

12

Pervasive PSQL データベースは、以下の 2 つの部分から構成されています。

- データを記述するデータ辞書
- データを物理的に取り込むデータ ファイル

この章では、名前付きデータベースとバウンド データベースについて説明するほか、データベースの作成方法についても説明します。それ以降のセクションでは、データベースの作成に伴うデータ辞書の作成、データベースのテーブル、列およびインデックスの作成方法について説明します。

- 「[名前付きデータベース](#)」
- 「[バウンド データベース](#)」
- 「[データベース コンポーネントの作成](#)」
- 「[名前付け規則](#)」
- 「[データ辞書の作成](#)」
- 「[テーブルの作成](#)」
- 「[列の作成](#)」
- 「[インデックスの作成](#)」

名前付きデータベース

名前付きデータベースには論理名があり、ユーザーはその論理名の実際の場所がわからなくても識別できます。データベースに名前を付ける際は、その名前を特定の辞書ディレクトリのパスおよび1つまたは複数のデータファイルのパスに関連付けるようにします。データベース名を使って Pervasive PSQL にログインするとき、Pervasive PSQL ではその名前を使って、データベースの辞書とデータ ファイルを検索します。データベースに名前を付けないと、以下のことを行えません。

- トリガーの定義
- 主キーと外部キーの定義
- データベースのバインド
- データベースの整合性制約の停止

既存のアンバウンド データベースに名前を付けたり、新しいバウンド データベースを作成するには、**Pervasive PSQL Control Center** ユーティリティを使用します。詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

バウンド データベース

データベースをバインドすると、データのアクセスに使用する方法とは無関係に、MicroKernel はデータベースの定義済みセキュリティ、参照整合性 (RI) およびトリガーを設定できます。MicroKernel は、以下のようにこれらの整合性のコントロールを設定します。

- **バウンド** データベース上でセキュリティを定義すると、Btrieve ユーザーはそのデータベースにアクセスできません。
- **アンバウンド** データベース上でセキュリティを定義すると、Btrieve ユーザーはそのデータベースにアクセスできます。
- **バウンド** データベース上でセキュリティを定義しないと、Btrieve ユーザーは以下のようにデータ ファイルにアクセスできます。

バウンド ファイルの制約	Btrieve を使用するアクセスのレベル
RI 制約の定義あり	ユーザーは、RI 制約内ですべてのものにアクセスして実行できます。
INSERT トリガーの定義あり	読み取り専用、更新および削除アクセス
UPDATE トリガーの定義あり	読み取り専用、挿入および削除アクセス
DELETE トリガーの定義あり	読み取り専用、挿入および更新アクセス

バウンド ファイルに複数の制約が存在する場合、アクセス レベルは制限される最大限の制約に従います。たとえば、ファイルに INSERT トリガーと UPDATE トリガーが定義されている場合は、読み取り専用および削除アクセスが行えます。



メモ たとえデータベースをバインドしなくても、データ ファイルにトリガーがあるか、外部キーがあるか、あるいは外部キーで参照される主キーがある場合、Pervasive PSQL はデータ ファイルにバウンドというスタンプを自動的に付けます。したがって、データ ファイルはアンバウンド データベースの一部であっても、バインドされていることになります。そのような場合、MicroKernel はそのファイルがバウンド データベースの一部であるかのようにファイルに整合性制約を設定します。

バウンド データベース内の辞書ファイルとデータ ファイルは、ほかの名前付きデータベースでは参照できません。また、バウンド データ ファイルはデータベース内のほかのテーブルでは参照できません。

データベースの作成

バウンド データベースを作成するか、既存のデータベースをバインドする場合、Pervasive PSQL はすべての辞書ファイルとデータ ファイルにバウンド データベースの名前を付けます。また、Pervasive PSQL はすべてのデータ ファイルにそのデータ ファイルに関連するテーブルの名前を付けます。また、データベースに新しいテーブルまたは辞書ファイルを追加すると、Pervasive PSQL はそれらを自動的にバインドします。

データベース コンポーネントの作成

データベースを作成するには、Pervasive PSQL Control Center を使用します。このユーティリティの使用手順について Pervasive PSQL Control Center オンライン ヘルプを参照するか、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

データベースにテーブルを作成するには、Pervasive PSQL Control Center を使用するか、『SQL Engine Reference』で定義されている CREATE TABLE 構文を使用します。CREATE TABLE ステートメントを発行する場合は、列を定義するコマンドを取り込む必要があります。また、参照整合性 (RI) 制約を定義するコマンドを取り込むこともできます。

名前付け規則

データベースを作成する場合、Pervasive PSQL では各データベース コンポーネントに記述名を付けることができます。ユーザーとアプリケーションは、これらの名前でデータベースのコンポーネントを参照します。ここでは、データベース コンポーネントに名前を付けるときに従うべき規則について概説します。

詳細については、『Advanced Operations Guide』の「[識別子の種類別の制限](#)」を参照してください。

一意名

以下のデータベース コンポーネントは、辞書に一意名を持っていない限りなりません。

- テーブル
- ビュー
- インデックス
- キー
- ユーザー名
- グループ名
- ストアド プロシージャ
- トリガー
- 1つのテーブル内の列名

パラメーターと変数の名前は、SQL ステートメント内で一意でなければなりません。Pervasive PSQL キーワードは予約語であるため、データベース コンポーネントに名前を付けるためにそれらのキーワードを使用したり、パラメーター名や変数で使用することはできません。予約キーワードのリストについては、『SQL Engine Reference』の「[SQL の予約語](#)」を参照してください。

異なるテーブルで列名が重複している場合、関連するテーブル名またはエイリアス名を列名の前に置くことによって、各テーブル内に列名の修飾を行うことができます。たとえば、Student テーブルの ID 列を Student.ID として参照できます。これは、**完全修飾された列名**であり、テーブル名 (Student) は**列修飾子**です。

有効な文字

以下に、SQL レベルでのデータベース コンポーネントの名前に対する有効な文字と、変数およびパラメーター名に対する有効な文字を示します。

- a ~ z
- A ~ Z

- 0～9
- _ (アンダスコア)
- ^ (キャレット)
- ~ (チルダ)
- \$ (ドル記号)



メモ データベース コンポーネントの名前の先頭は文字でなければなりません。データベース コンポーネントの名前、またはこれらの規則に従わないパラメーター名を指定する場合は、"name" のように二重引用符で囲んで名前を指定します。

名前の最大長

Pervasive PSQL では、辞書内のデータベース コンポーネント名の最大長に制限があります。『Advanced Operations Guide』の「識別子の種類別の制限」と、『SQL Engine Reference』の表 19 「Pervasive PSQL 機能の制限 / 条件」を参照してください。

大文字と小文字の区別

Pervasive PSQL は、データベース コンポーネント名を定義する場合に大文字と小文字を区別します。TaBLe1 という名前のテーブルを作成する場合、Pervasive PSQL はテーブル名を TaBLe1 として辞書に格納します。ユーザー名、ユーザー グループ名およびパスワードを例外として、Pervasive PSQL はコンポーネント名を定義した後に大文字と小文字を区別しません。テーブル TaBLe1 を定義した後、そのテーブルを table1 として参照できます。

ユーザー名、ユーザー グループ名およびパスワードは、Pervasive PSQL で大文字と小文字を区別します。たとえば、マスター ユーザーとしてログインする場合、ユーザー名を Master として指定する必要があります。

データを取得する場合、作成された状態に基づいて、Pervasive PSQL はテーブル、ビュー、エイリアスおよび列名を表示します。

```
SELECT *
      FROM Course#
```

Pervasive PSQL は、以下のように列名を返します。

```
"Name", "Description", "Credit_Hours", "Dept_Name"
```

データ辞書の作成

Pervasive PSQL は、辞書を使用してデータベースに関する情報を格納します。辞書は、データベースのテーブルとビューを記述するいくつかのシステム テーブルから構成されています。

システム テーブルには、インデックス定義、例の特性、保全性とセキュリティ情報などの数種類のデータベース情報が含まれています。表 41 は Pervasive PSQL が作成するシステム テーブルを示しています。

表 41 Pervasive PSQL システム テーブル

操作	結果テーブル
データ辞書の作成	X\$File、X\$Field、X\$Index
列の属性の指定	X\$Attrib
ストアド SQL プロシージャの作成	X\$Proc
データベース セキュリティの定義	X\$User、X\$Rights
参照制約の定義	X\$Relate
ビューの定義	X\$View
トリガーの定義	X\$Trigger、X\$Depend

システム テーブルはデータベースの一部であるため、システム テーブルに照会してそれらの内容を決定できます。適切な権利があれば、システム テーブルを作成したり、それらの内容を変更することもできます。



メモ Pervasive PSQL は、システム テーブル内のいくつかのデータを表示しません。たとえば、ストアド ビューおよびストアド プロシージャの名前以外の情報は、Pervasive PSQL でしか使用できません。また、ユーザー パスワードなどのいくつかのデータは暗号化された形式で表示されます。

各システム テーブルの内容をすべて参照する場合は、『SQL Engine Reference』を参照してください。

辞書を作成すると、データベースにテーブル、列およびインデックスを追加できます。

➤ 名前付きデータベースの作成は、以下の手順で行います。



メモ 参照整合性やトリガーなどのいくつかの機能を使用するには、名前付きデータベースが必要です。

- 1 新しい辞書テーブルを格納するためのディレクトリを作成します。
- 2 名前付きデータベースを追加するには、Pervasive PSQL Control Center を使用します。詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

➤ 名前なしデータベースの辞書の作成は、以下の手順で行います。

- 1 Pervasive PSQL Control Center を実行します。
- 2 新しいエンジン データ ソース ファイルと 辞書ファイルを作成する場合は、『Pervasive PSQL User's Guide』に示している手順に従ってください。

テーブルの作成

テーブルを作成する場合は、テーブルに名前を付ける必要があります。各テーブル名は、データベース内で固有の名前である必要があります。テーブル名を付ける規則の詳細については、「[名前付け規則](#)」を参照してください。

どのテーブルをデータベースに作成するかを決定する場合は、さまざまなユーザーがビューを使用してさまざまな組み合わせでデータを見ることができるように考慮してください。ビューはテーブルに似ており、多くの目的、たとえば、データの取得、更新、削除などの目的でテーブルとして処理することができます。しかし、ビューは必ずしも 1 つのテーブルだけに関連付けられているわけではありません。ビューは、複数のテーブルから情報を組み合わせることができます。詳細については、「[データの取得](#)」を参照してください。

Pervasive PSQL Control Center を使用してテーブルを作成することができます。『Pervasive PSQL User's Guide』の「[新規テーブルのために Table Editor を起動するには](#)」を参照してください。

エイリアス

以下のステートメント要素内のテーブル名にエイリアス（**エイリアス名**とも呼ぶ）を割り当てることができます。

- SELECT または DELETE ステートメントの FROM 句
- INSERT ステートメントの INTO 句
- UPDATE ステートメント内のテーブルのリスト



メモ エイリアスは、エイリアスを使用するステートメントにのみ適用されます。Pervasive PSQL は、データ辞書にエイリアスを格納しません。

エイリアスは、最大 20 文字の組み合わせとすることができます。テーブル名とエイリアスは常に空白で区切ります。エイリアスと列名はピリオド (.) で区切ります。一度特定のテーブルのエイリアスを指定したら、ステートメント内であればどこでも、テーブルの列名の修飾に使用することができます。

以下の例では、Student テーブルにエイリアス名 *s* を、Enrolls テーブルにエイリアス名 *e* を指定しています。

```
SELECT s.ID, e.Grade
FROM Student s, Enrolls e
WHERE s.ID = e.Student_ID#
```

エイリアスを使用して以下のことが行えます。

- 長いテーブル名を置き換える。

対話形式で作業している場合、エイリアスを使用すると、特に列名を修飾しなければならないときにキーボード入力時間を節減できます。たとえば、以下のステートメントではエイリアスとして、**Student** テーブルには *s*、**Enrolls** テーブルには *e*、**Class** テーブルには *c1* を割り当てています。この例では、エイリアスを使用して、選択リストと **WHERE** 条件の各列のソースを区別しています。

```
SELECT s.ID, e.Grade, c1.ID
       FROM Student s, Enrolls e, Class c1
       WHERE (s.ID = e.Student_ID) AND
             (e.Class_ID = c1.ID) #
```

- ステートメントを読みやすくします。単一のテーブル名を持つステートメントでも、エイリアスはステートメントを読みやすくすることができます。
- 関連されたサブクエリ内の外側のクエリのテーブルを使用します。

```
SELECT s.ID, e.Grade, c1.ID
       FROM Student s, Enrolls e, Class c1
       WHERE (s.ID = e.Student_ID) AND
             (e.Class_ID = c1.ID) AND
             e.Grade >=
             (SELECT MAX (e2.Grade)
              FROM Enrolls e2
              WHERE e2.Class_ID = e.Class_ID) #
```

列の作成

CREATE TABLE ステートメントを使用してテーブルを作成する際に列を作成するか、ALTER TABLE ステートメントを使用して既存のテーブルに列を追加することができます。いずれの場合も、以下の特性を指定する必要があります。

- 列名一列を識別します。各列名は、テーブル内で固有の名前にする必要があります。また、20文字を超えることはできません。Pervasive SQL は、データベースの列名を定義する場合に大文字と小文字を区別しますが、列名を定義した後は大文字と小文字を区別しません。たとえば、*Column1* という列を作成する場合、名前は *Column1* として辞書に格納されます。それ以降は、*column1* としてその名前を参照できます。列に名前を付ける規則の詳細については、「[名前付け規則](#)」を参照してください。
- データ型一文字列や数字など、予想するデータの種別と、割り当てるディスク保存領域を識別します。

データ型の詳細については、『[Btrieve API Guide](#)』を参照してください。

インデックスの作成

インデックスは、特定の値を検索する操作、または特定の値によって並べ替える操作を最適化します。これらの操作のいずれかを頻繁に実行するすべての列に対し、インデックスを定義します。インデックスは、クエリの最適化において、特定の行または行のグループに対する高速の取得方法を提供します。Pervasive PSQL は、参照整合性 (RI) 付きのインデックスも使用します。インデックスは結合におけるパフォーマンスを向上し、クエリを最適化しやすくします。RI の詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

Pervasive PSQL データベースでは、トランザクショナル データベース エンジンが定義する物理ファイルの一部としてインデックスを作成し、管理します。トランザクショナル データベース エンジンは、Insert、Update、または Delete オペレーションのすべての管理を行います。これらのアクティビティは、すべての Pervasive PSQL アプリケーションに対して透過的です。

インデックスを作成するには、CREATE INDEX ステートメントを使用します。この方法では、名前付きインデックスを作成します。名前付きインデックスを作成した後、そのインデックスを削除できます。インデックスの削除の詳細については、第 14 章「データの挿入と削除」を参照してください。

インデックスを使用して行をソートしたり個々の行を高速に取得できますが、データベースのディスク保存領域が増加し、Insert、Update、または Delete オペレーションにおけるパフォーマンスが多少低下します。インデックスを定義するときは、これらの相殺条件を考慮してください。

次の例では、CREATE INDEX ステートメントを使用して、既に存在するテーブルにインデックスを追加します。

```
CREATE INDEX DeptHours ON Course
    (Dept_Name, Credit_Hours) #
```



メモ 多数のデータを含むファイルで CREATE INDEX ステートメントを使用する場合は、実行が終了するまでにある程度の時間がかかり、その間はほかのユーザーがそのファイル内のデータにアクセスできないことに注意してください。

CREATE TABLE ステートメントと CREATE INDEX ステートメントの詳細については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

インデックス セグメント

同じテーブル内の単一の列または列のグループ上にインデックスを作成できます。複数の列を含むインデックスを**セグメント化されたインデックス**と呼び、各列を**インデックス セグメント**と呼びます。

たとえば、サンプルデータベースの Person テーブルには以下の 3 つのインデックスがあります。

- Last Name 列と First Name 列から成るセグメント 化されたインデックス
- Perm_State + Perm_City 列
- ID 列

インデックス セグメントの数は、データ ファイルのページ サイズの影響を受けます。PAGESIZE キーワードの使用方法の詳細については、『Btrieve API Guide』を参照してください。テーブルに対して作成できるインデックスの最大数は、データ ファイルのページ サイズと各インデックス内のセグメント数により異なります。表 42 に示すように、ページ サイズが 4096 バイトより小さいデータ ファイルには、ページ サイズ 4096 のデータ ファイルと同じ個数のインデックス セグメントを収容できません。使用するインデックス セグメントの数はファイルのページ サイズによって異なります。

表 42 データ ファイルあたりの最大インデックス セグメント数

ページ サイズ (バイト数)	キー セグメントの最大数 (ファイル バージョン別)		
	8.x 以前	9.0	9.5
512	8	8	切り上げ ²
1,024	23	23	97
1,536	24	24	切り上げ ²
2,048	54	54	97
2,560	54	54	切り上げ ²
3,072	54	54	切り上げ ²
3,584	54	54	切り上げ ²
4,096	119	119	204
8,192	N/A ¹	119	420
16,384	N/A ¹	N/A ¹	420

¹ N/A は「適用外」を意味します。
² 「切り上げ」は、ページ サイズを、ファイル バージョンでサポートされる次のサイズへ切り上げることを意味します。たとえば、512 は 1,024 に切り上げられ、2,560 は 4,096 に切り上げるということです。

『Status Codes and Messages』マニュアルで、ステータス コード 26 " 指定されたキーの数が不正です "、およびステータス コード 29 " キーの長さがイ

インデックス セグメントとトランザクショナル インターフェイスに関して不正です"を参照してください。

ページ サイズと固定レコード長を使用して、データが格納されている効率性、たとえば、ページあたりの無駄に使用されているバイト数などを計算することができます。ページあたりのレコード数を少なくすることによって、ページレベル ロックでのロックが問題となる並行処理を改善することができます。

デフォルトでは、Pervasive PSQL はすべてのテーブルをページ サイズ 4096 バイトで作成します。ただし、CREATE TABLE ステートメントの PAGESIZE キーワードを使用してより小さなページ サイズを指定したり、MicroKernel Database エンジンを使用してテーブルを作成し、そのテーブルにより小さなページ サイズを指定することができます。

テーブルに対して定義されたインデックス セグメントの総数を計算する場合、セグメント化されていないインデックスは1つのインデックス セグメントとしてカウントされます。たとえば、テーブルに3つのインデックスが定義されていて、そのうちの1つに2つのセグメントがある場合、インデックス セグメントの総数は4です。

Pervasive PSQL Control Center を使用して、定義されたインデックス セグメント数とデータ ファイルのページ サイズを表示できます。このユーティリティの詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

インデックス属性

インデックスを作成する場合は、インデックスに一連の特性、つまり、属性を割り当てることができます。インデックス属性は、インデックスの変更可能性と、テーブルに定義するインデックスを Pervasive PSQL がどのようにソートするかを決定します。インデックス定義を作成または変更するたびに、インデックス属性を指定するパラメーターを取り込むことができます。

インデックスは、以下の属性を持つことができます。

大文字と小文字の 区別	Pervasive PSQL がソート中に大文字と小文字をどのように評価するかを決定します。デフォルトでは、Pervasive PSQL は大文字と小文字を区別するインデックスを作成します。大文字と小文字を区別するインデックスを作成するには、インデックスを作成するときに CASE キーワードを指定します。
ソート順	Pervasive PSQL がどのようにインデックス列の値をソートするかを決定します。デフォルトの設定で、Pervasive PSQL ではインデックス列の値を昇順(小さいものから大きなものへ)にソートします。降順にソートするインデックスを作成するには、インデックスを作成するときに DESC キーワードを指定します。

重複不可	Pervasive PSQL を使用して複数の行が同じインデックス列の値を持つことができるかどうかを決定します。デフォルトでは、Pervasive PSQL は一意でないインデックスを作成します。一意の値を必要とするインデックスを作成するには、インデックスを作成するときに UNIQUE キーワードを指定します。
変更可能性	Pervasive PSQL が対応する行をソートした後でインデックス列の値を変更できるかどうかを決定します。デフォルトでは、Pervasive PSQL が行を格納すると、Pervasive PSQL でインデックス列の値を変更できません。変更可能なインデックスを作成するには、インデックスを作成するときに MOD キーワードを指定します。
セグメント化	<p>インデックスがセグメント化されるかどうか、つまり、1つのインデックスに結合された列のグループからインデックスを構成するかどうかを指示します。デフォルトでは、Pervasive PSQL はセグメント化されないインデックスを作成します。CREATE TABLE ステートメントを使用してセグメント化されたインデックスを作成するには、インデックスの最後のセグメントを除き、作成する各インデックス セグメントに SEG キーワードを指定します (SEG キーワードは、指定された次の列が作成するインデックスのセグメントであることを指示します)。</p> <p>CREATE INDEX コマンドでは一度に1つのインデックスだけしか作成できないため、SEG キーワードを使用してセグメント インデックスを指定する必要はありません。複数の列を指定する場合、Pervasive PSQL は列を指定する順に列を使用してセグメント化されたインデックスを作成します。</p>
一部のみ	<p>列とオーバーヘッドの合計サイズが 255 バイト以上のときに、Pervasive PSQL が CHAR 列または VARCHAR 列の一部を使用するかどうか、最後または唯一のインデックス列として設計するかどうかを示します。</p> <p>デフォルトでは、Pervasive PSQL は部分インデックスを作成しません。CREATE INDEX ステートメントを使用して部分インデックスを作成するには、PARTIAL キーワードを指定します。</p>

重複不可能性と変更可能性は、インデックス全体だけに適用されます。重複不可能性または変更可能性は、インデックス全体に適用しなければ、単一のインデックス セグメントに適用することはできません。たとえば、セグメント化されたインデックスを作成し、インデックス セグメントのうち1つに MOD キーワードを指定する場合、すべてのセグメントに対して MOD キーワードを指定する必要があります。

それに対して、インデックス全体に影響を与えずに個々のインデックス セグメントに大文字と小文字の区別、ソート順序、セグメント化を適用できます。たとえば、大文字と小文字を区別するインデックスに大文字と小文字を区別しないインデックス セグメントを作成できます。

以下の条件を満たせば、部分インデックスはインデックス内に定義された最後の列にのみ適用されます。

- その列がインデックスに定義された唯一の列である、または、インデックスに定義された最後の列であること
- 最後のインデックス列のデータ型が CHAR または VARCHAR であること
- 列のオーバーヘッドを含めたインデックスの合計サイズが 255 バイト以上であること

インデックスの作成および使用可能な属性の詳細については、『SQL Engine Reference』の「[CREATE INDEX](#)」を参照してください。

リレーショナル データベース設計

13

この章では、以下の項目について説明します。

- 「データベース設計の概要」
- 「設計の段階」

データベース設計の概要

この章では、リレーショナル データベース設計の基本原則について概説します。開発プロセス全体にわたる完全なデータベース設計は、データベースの機能とパフォーマンスの成功に不可欠です。

Pervasive Software サンプル データベースの DEMODATA は Pervasive PSQL の一部として提供されており、データベースの概念と技法を図解するためにマニュアルで頻繁に使用されます。テーブル、行、列などの基本的なリレーショナル データベース概念の定義については、Pervasive PSQL オンライン ヘルプの用語集を参照してください。

設計の段階

リレーショナルデータベースの基本的な構造を理解すれば、データベース設計プロセスを開始することができます。データベースの設計は、ビジネスに応じたデータベース構造の開発と精製に関連するプロセスです。

データベースの設計には、以下の3つの段階があります。

- 1 概念データベース設計
- 2 論理データベース設計
- 3 物理データベース設計

概念設計

データベース設計サイクルの最初のステップは、業務に必要なデータを定義することです。以下のような質問に答えることで、概念設計をより明確に定義できます。

- 対象となる業務では現在、どのような種類の情報を使用しているか。
- 対象となる業務では、どのような種類の情報が必要か。
- 設計しようとしているシステムからどのような情報が必要か。
- 業務を遂行する場合の前提条件は何か。
- 対象となる業務の制限は何か。
- どのようなレポートを生成する必要があるか。
- この情報で何を行うのか。
- 設計しようとしているシステムでは、どのようなセキュリティが必要か。
- 今後、どのような種類の情報を拡大していく必要があるか。

業務の目標を明確に定め、データベースを使用することになるスタッフからの意見を収集することは不可欠なプロセスです。この情報で、テーブルと列を効率的に定義できます。

論理設計

論理データベース設計により、以降のビジネスの情報要求の定義と評価を容易に行えます。論理データベース設計では、追跡しなければならない情報とこれらの各情報間の関係を記述します。

論理設計を終了すると、ユーザーと共にデータベースの設計が完全かつ正確であるかどうかを検証できます。ユーザーは、追跡しなければならないすべての情報が設計に含まれているかどうかを判断したり、設計が業務の流れに応じた情報の関係を反映しているかどうかを判断することができます。

論理データベース設計の作成は、以下の手順で行います。

- 1 概念設計で決定したようなビジネスで要求される情報に基づいて必要なテーブルを定義します。
- 2 テーブル間の関係を決定します（詳細については、「[テーブルの関係](#)」を参照してください）。
- 3 各テーブルの内容（列）を決定します。
- 4 テーブルを少なくとも第 3 正規形に正規化します（詳細については、「[正規化](#)」を参照してください）。
- 5 主キーを決定します（詳細については、「[キー](#)」を参照してください）。
- 6 各列の値を決定します。

テーブルの関係

リレーショナル データベースで、共通の列を共有することによってテーブルを相互に関連付けます。この列は複数のテーブルに存在し、テーブルの結合を可能にします。テーブルの関係には 3 つのタイプがあります。つまり、1 対 1、1 対多、多対多の関係です。

「**1 対 1 の関係**」は、あるテーブルの各行が第 2 テーブルの 1 つの行にのみ関連付けられる場合に生じます。たとえば、ある大学では 1 つの部屋に 1 人の教職員を割り当てることに決めています。したがって、1 つの部屋には一度に 1 人の教官しか割り当てることができません。またその大学では、1 つの学部で 1 人の学部長しか任命できないことに決めています。したがって、1 人しか学部長になれません。

「**1 対多の関係**」は、あるテーブルの各行が別のテーブルの多数の行に関連付けられる場合に生じます。たとえば、1 人の教官が多数のクラスを教えることができます。

「**多対多の関係**」は、あるテーブルの 1 つの行が第 2 テーブルの多数の行に関連付けられる場合に生じます。同様に、これらの関連付けられた行は第 1 テーブルの多数の行とも関連付けられます。たとえば、1 人の学生が多数の講座に登録できると同時に、それらの講座も多数の学生を受け入れることができます。

正規化

正規化は、データベース内の冗長性を低下させて安定性を高めるプロセスです。正規化は、特定のデータがどのテーブルに属しているか、また、ほかのデータとの関係はどうであるかを決定します。その結果、対象となるデータベースは、プロセスまたはアプリケーション駆動型でなく、さらに安定したデータベース実装を提供するデータ駆動型の設計になります。

データベースを正規化する場合、以下の列を排除します。

- 複数のアトミックでない値を含む列
- 重複または反復する列
- テーブル名で修飾されていない列
- 冗長データを含む列
- ほかの列から派生可能な列

第 1 正規形

第 1 正規形の列には、以下の特性があります。

- 1 つのアトミック値しか含まれていない。
- 反復しない。

正規化の第 1 の規則は、「重複する列または複数の値を含む列を、新しいテーブルへ移動しなければならない」というものです。

第 1 正規形に正規化されたテーブルには、いくつかの利点があります。たとえば、サンプルデータベースの **Billing** テーブルでは、第 1 正規形によって以下が実行されます。

- 新しい列を追加しなくても、学生ごとに任意の数のトランザクションを作成できます。
- 1 つの列（トランザクション番号）しか検索しないため、トランザクションのデータをすばやく照会またはソートできます。
- 空の列は格納されないため、ディスク領域を効率よく使用できます。

第 2 正規形

第 1 正規形のテーブルで、そのテーブルのキーに関する情報を提供する列のみを含んでいるテーブルは、第 2 正規形です。

正規化の第 2 の規則を実施するには、現在のテーブルの主キーに依存しない列を新しいテーブルへ移動しなければなりません。

テーブルに冗長データが含まれている場合、そのテーブルは第 2 正規形に違反します。このため、一貫性のないデータが生じ、データベースの整合性を欠くこととなります。たとえば、学生が住所を変更した場合には、新しい住所を反映させるよう、既存のすべての行を更新する必要があります。古い住所を含んでいる行は、一貫性のないデータとなってしまいます。

データが冗長であるかどうかを判断するには、トランザクションを追加しても変化しないデータを確認します。 **Student Name** や **Street** のような列はトランザクションに関係なく、主キーの **Student ID** によって異なります。したがって、この情報は **Student** テーブルに格納し、トランザクションテーブルには格納しません。

第2正規形に正規化されたテーブルにも、いくつかの利点があります。たとえば、サンプルデータベースの **Billing** テーブルでは、第2正規形によって以下が実行されます。

- 学生情報を1行だけで更新できます。
- 必要な学生情報を消去せずに、学生に関するトランザクションを削除できます。
- 反復するデータおよび冗長データは格納されないため、ディスク領域をさらに効率よく使用できます。

第3正規形

テーブルに独立した列だけが含まれているとき、そのテーブルは第3正規形です。

正規化の第3の規則は、「既存の列から派生できる列を除去しなければならない」というものです。たとえば、ある学生の場合、**Date of Birth** 列が既にあるならば、**Age** 列を含める必要はありません。年齢は誕生日から計算できるからです。

第3正規形のテーブルには必要な列だけが含まれており、不要なデータが格納されないことから、ディスク領域をさらに効率よく使用できます。

要約すると、第1、第2、および第3正規形の規則が示していることは、各列の値は主キー全体に関する事実でなければならない、つまり主キーにはほかならないということです。

キー

ODBC キーは、テーブルの参照整合性 (RI) の制約が定義されている列または列のグループです。つまり、キーまたは複数のキーの組み合わせは、行に含まれるデータの識別子として機能します。

参照整合性とキーの詳細については、『Advanced Operations Guide』を参照してください。

物理設計

物理データベース設計は、論理設計をより洗練されたものにするものです。物理データベース設計は、論理設計をリレーショナルデータベース管理システムにマップします。この段階で、ユーザーがデータベースにアクセスする方法を調べます。データベース設計サイクルのこのステップでは、以下の種類の情報を決定します。

- よく利用するデータ。
- データ アクセスのためのインデックスを必要とする列。
- 柔軟性と拡張のためのスペースを必要とする領域。

- データベースを非正規化することでパフォーマンスが向上するかどうか（データベースを非正規化するには、パフォーマンスを満たすために冗長性を再導入します）。正規化の詳細については、「[正規化](#)」を参照してください。

データの挿入と削除

14

この章では、以下の項目について説明します。

- 「データの挿入および削除の概要」
- 「値の挿入」
- 「トランザクション処理」
- 「データの削除」
- 「インデックスの削除」
- 「列の削除」
- 「テーブルの削除」
- 「データベース全体の削除」

データの挿入および削除の概要

データ辞書、テーブルおよび列を作成した後、SQL Data Manager を使用してデータベースにデータを追加できます。SQL ステートメントを使用すると、以下を行うことができます。

- 挿入するリテラル値を指定する。
- ほかのテーブルからデータを選択し、その結果の値を行全体または指定された列に挿入する。

リテラル値を挿入するには、その値が指定された列のデータ型および長さに適合していなければなりません。

データベースから行、インデックス、列またはテーブルを削除 (**drop**) できます。さらに、不要になったデータベース全体を削除することもできます。

値の挿入

INSERT ステートメントで VALUES 句を使用して、データベースに挿入するリテラル値を指定できます。以下の例では、サンプル データベースの Course テーブルに新しい行を挿入しています。

```
INSERT INTO Course
    VALUES ('ART 103', 'Principles of Color', 3, 'Art');
```

この例では、ステートメントはテーブルの各列の値を順番どおりに挿入するため、列名の **Name**、**Description**、**Credit_Hours**、および **Dept_Name** を列挙することは任意です。しかし、ステートメントが行全体ではなく選択した行にのみデータを挿入する場合や、テーブルに定義されている順序とは異なる順序で列にデータを挿入する場合は、列のリストが必要になります。

INSERT ステートメントの詳細については、『SQL Engine Reference』で「[INSERT](#)」を参照してください。

トランザクション処理

テーブルにデータを挿入しようとしたとき、そのデータが無効である場合には、Pervasive PSQL がエラーを返します。エラーが発生する前に挿入されたデータはすべてロールバックされます。この結果、データベースを安定した状態に保つことができます。

Pervasive PSQL データベースでトランザクション処理を使用して、論理的に関連付けられた一連のステートメントをグループ化することができます。トランザクションの中でセーブポイントを使用すると、トランザクションを効果的にネストさせることができます。あるネストレベルのステートメントが失敗した場合、そのネストレベルにある一連のステートメントがセーブポイントにロールバックされます。トランザクション処理とセーブポイントの詳細については、『SQL Engine Reference』の以下のトピックを参照してください。

- 「[START TRANSACTION](#)」
- 「[COMMIT](#)」
- 「[ROLLBACK](#)」
- 「[SAVEPOINT](#)」
- 「[RELEASE SAVEPOINT](#)」

データの削除

DELETE ステートメントには、位置付けと検索の 2 種類があります。

DELETE ステートメントを使用して、テーブルまたは更新可能なビューから 1 つまたは複数の行を削除できます。Pervasive PSQL で削除する特定の行を指定するには、DELETE ステートメントの WHERE 句を使用します。

```
DELETE FROM Class  
    WHERE ID = 005#
```

位置付け DELETE ステートメントは、開いている SQL カーソルに関連するビューの現在の行を削除します。

```
DELETE WHERE CURRENT OF mycursor;
```

DELETE ステートメントの詳細については、『SQL Engine Reference』で「[DELETE](#)」を参照してください。

インデックスの削除

名前付きインデックスが不要になった場合は、`DROP INDEX` ステートメントを使用して削除します。

```
DROP INDEX DeptHours#
```

`DROP INDEX` ステートメントの詳細については、『SQL Engine Reference』で「[DROP INDEX](#)」を参照してください。

列の削除

テーブルから列を削除するには、ALTER TABLE ステートメントを使用します。

```
ALTER TABLE Faculty
  DROP Rsch_Grant_Amount#
```

この例では、Faculty テーブルから Rsch_Grant_Amount 列を削除し、データ辞書から列の定義を削除します。

ALTER TABLE ステートメントの詳細については、『SQL Engine Reference』で「ALTER TABLE」を参照してください。



メモ 多数のデータを含むファイルで ALTER TABLE ステートメントを使用する場合は、実行が終了するまでにある程度の時間がかかります。実行中はほかのユーザーはこのファイル内のデータにアクセスできなくなることに注意してください。

テーブルの削除

データベースからテーブルを削除するには、`DROP TABLE` ステートメントを使用します。

```
DROP TABLE Student#
```

この例では、データ辞書から `InactiveStudents` テーブル定義を削除し、さらに対応するデータ ファイル (`INACT.MKD`) を削除します。

`DROP TABLE` ステートメントの詳細については、『[SQL Engine Reference](#)』で「[DROP TABLE](#)」を参照してください。



メモ システム テーブルは削除できません。システム テーブルを網羅したリストについては、『[SQL Engine Reference](#)』を参照してください。

データベース全体の削除

特定のデータベースが不要になった場合は、Pervasive PSQL Control Center の SQL Data Manager を使用してそのデータベースを削除できます。詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

データの変更

15

この章では、以下の項目について説明します。

- 「データ変更の概要」
- 「テーブルの変更」
- 「デフォルト値の設定」
- 「UPDATE ステートメントの使用」

データ変更の概要

データベースを作成した後、以下のようにデータベースを変更できます。

- テーブルを作成した後、テーブル定義を変更できます。
- 列を作成した後、オプションの列属性を設定できます。
- データベースにデータを追加した後、データを変更できます。

SQL Data Managerを使用してこれらのタスクを実行できます。対話形式アプリケーションの詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。SQL ステートメントの詳細については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

テーブルの変更

テーブルの作成後にテーブル定義を変更するには、ALTER TABLE ステートメントを使用します。ALTER TABLE ステートメントでは、列の追加と削除、主キーおよび外部キーの追加と削除、テーブルのデータ ファイルのパス名の変更を行うことができます。

次の例は、サンプル データベースの Tuition テーブルに Emergency_Phone という数値型の列を追加します。

```
ALTER TABLE Tuition ADD Emergency_Phone NUMERIC(10,0) #
```

列の詳細については、第 14 章「[データの挿入と削除](#)」を参照してください。主キーと外部キーの詳細については、第 18 章「[データの管理](#)」を参照してください。

デフォルト値の設定

行を挿入しても列に値を指定しないと、Pervasive PSQL がデフォルト値を挿入します。デフォルト値は、各行の列に有効な値が確実に入るようにします。

サンプルデータベースの **Person** テーブルでは、すべての学生は同一の州内に住んでいます。**State** 列に **TX** などのデフォルト値を設定することにより、その列に対し最も可能性の高い値が常に入力されるようにします。

列のデフォルト値を設定するには、**CREATE TABLE** ステートメントで **DEFAULT** ステートメントを使用します。

```
CREATE TABLE MyTable(c1 CHAR(3) DEFAULT 'TX', ID
INTEGER) #
SELECT * FROM MyTable#
```

SELECT ステートメントの結果

```
"c1", "ID"
"TX", "1234"
```

2 列から 1 行フェッチされました。

UPDATE ステートメントの使用

既にテーブル内に存在する行の中のデータを変更するには、UPDATE ステートメントを使用します。UPDATE ステートメントでは、行の特定の列を変更できます。また、UPDATE ステートメントの WHERE 句を使用して、Pervasive PSQL がどの行を変更するかを指定できます。これを検索更新 (Searched Update) と呼びます。SQL で宣言されたカーソルと位置付け UPDATE ステートメントを使用して、データをフェッチする宣言済みカーソルの現在の行を更新できます。

```
UPDATE Course
  SET Credit_Hours = 4
  WHERE Course.Name = 'Math' #
```

この例では、**Math** というコース名を含む行を検索し、**Credit Hours** 列の値を 4 に変更するよう Pervasive PSQL に指示しています。

前の例で示されているように、UPDATE ステートメントの SET 句の右側に定数を置くことによって、列を更新できます。

データの変更

データの取得

16

この章では、SELECT ステートメントを使用して以下のタスクを実行する方法について説明します。

- 「データ取得の概要」
- 「ビュー」
- 「選択リスト」
- 「ソートされた行とグループ化された行」
- 「結合」
- 「サブクエリ」
- 「制限句」
- 「関数」

データ取得の概要

データベースにデータを入力したら、SELECT ステートメントでそのデータを取得し、表示することができます。Pervasive PSQL は、要求するデータを**結果テーブル**で返します。SQL ステートメントでは、以下のことが行えます。

- テンポラリ ビューまたはパーマネント (ストアド) ビューを作成する。
- データベース内の 1 つまたは複数のテーブルから取り出す列を列挙する、**選択リスト**を指定する。
- 行をソートする方法を指定する。
- 行をサブセットにグループ化する場合の基準を指定する。
- テーブルにテンポラリ名 (エイリアス) を割り当てる。
- 1 つまたは複数のテーブルからデータを取得し、1 つの結果テーブルにデータを表示する (結合)。
- SELECT ステートメントで**サブクエリ**を指定する。
- Pervasive PSQL が選択する行を制限するために**制限句**を指定する。

ビュー

ビューは、データベース内のデータを調べるためのメカニズムです。複数のテーブルのデータを結合したり、1つのテーブルの特定の列だけを含めたりすることができます。ビューはテーブルに似ていますが、データベースのテーブルの列に基づいて選択した一連の列または計算結果から構成されています。したがって、ビューには、複数のテーブル内の列からのデータ、または実際にテーブル内にまったくないデータ、たとえば、`SELECT COUNT (*) FROM Person` などが含まれている場合があります。

ビューの機能

以下に、ビューのいくつかの機能を示します。

- ビューの列は、可変長の列が最後の列でなければならないということ以外、任意の順序で配列することができます。可変長の列は1つしか指定できません。
- 制限句を使用して、Pervasive PSQL がビューに返す行のセットを指定できます。制限句は、データをビューに取り込む必要のある条件を指定します。詳細については、「[制限句](#)」を参照してください。
- データベースにアクセスするユーザーとアプリケーションごとに、ビューの設計とカスタマイズが行えます。これらのビューの定義は、後で呼び出すためにデータ辞書に格納できます。
- ビューが読み取り専用のビューでない限り、データを取得、更新、または削除する際に、テーブルリストにストアドビュー名をいくつでも含めることができます。読み取り専用のビューでは、データの取得しか行えません。
- ストアドビューでは、ビューの計算列と定数に見出しを付け、ビューからデータを取得するときにこれらの見出しの名前を列名のリストで使用しなければなりません。

テンポラリビューとストアドビュー

`SELECT` ステートメントを使用して、テンポラリビューまたはストアドビューを作成できます。テンポラリビューは1回だけ使用して、その後で解放するものです。Pervasive PSQL はストアドビューの定義をデータ辞書 (X\$Proc) に保管するので、後でそのビューを呼び出すことができます。`CREATE VIEW` ステートメントを使用すると、ストアドビューの作成と名前付けが行えます。

各ビューはデータベース内で一意であり、また20文字を超えることはできません。ビューに名前を付ける規則の詳細については、第14章「[データの挿入と削除](#)」を参照してください。

Pervasive PSQL は、データベース要素名を定義する場合に大文字と小文字を区別します。*PhoNE* という名前のストアドビューを作成すると、Pervasive PSQL は辞書にビュー名を *PhoNE* として格納します。ビュー名の定義後、Pervasive PSQL は大文字小文字を区別しません。ストアドビュー *PhoNE* を定義した後、そのビューを *phone* で参照することができます。

ストアドビューを使用すると、以下の機能が実現します。

- 頻繁に実行するクエリを格納し、後で使用するために名前を付けることができます。以下の例では、**Department** テーブルに基づいて **Phones** というストアドビューを作成します。

```
CREATE VIEW Phones (PName, PPhone)
  AS SELECT Name, Phone_Number
  FROM Department#
```

- データの取得、更新および削除を行う場合、テーブルリストでストアドビューの名前を指定できます。ストアドビューはデータベース内のテーブルであるかのように動作しますが、実際には使用する都度、Pervasive PSQL エンジンによって内部で再構築されます。以下の例では、ストアドビュー **Phones** を参照することによって、**Department** テーブル内の **History Department** の電話番号を更新します。

```
UPDATE Phones
  SET PPhone = '5125552426'
  WHERE PName = 'History'#
```

- 見出しを指定できます。見出しでは、辞書の列に対して定義した名前とは異なる列名を指定します。以下の例では、ストアドビュー **Phones** に見出し **Department** と **Telephone** を指定します。

```
CREATE VIEW Dept_Phones (Department, Telephone)
  AS SELECT Name, Phone_Number
  FROM Department#
```

以下の例に示すように、ビューの以降のクエリ内で見出しを使用できます。

```
SELECT Telephone
  FROM Dept_Phones#
```

選択リストに単純な列名が含まれている場合に、見出しを指定しないと、Pervasive PSQL はその列名を列の見出しとして使用します。

ビューに含める定数と計算列に名前を付けるには、見出しを使用する必要があります。以下の例では、見出し **Student** と **Total** を作成します。

```
CREATE VIEW Accounts (Student, Total)
  AS SELECT Student_ID, SUM (Amount_Paid)
  FROM Billing
  GROUP BY Student_ID#
```

重複する列名を持つ複数のテーブルから **SELECT *** を指定する場合にも、見出しを使用しなければなりません。

- データベースにアクセスするユーザーまたはアプリケーションごとに、カスタマイズされたビューを作成できます。これらのビューの定義は、後で呼び出すためにデータ辞書に格納できます。

ビューの読み取り専用テーブル

読み取り専用のテーブルを含んでいるビューの行を挿入、更新、または削除することはできません。（ここでいう「更新」は、挿入、更新、および削除を指します。テーブルが読み取り専用ならば、テーブルを更新できません。）テーブルの中には、読み取り専用と指定されているビュー内にあるかどうかにかかわらず、読み取り専用のものがあります。そのようなテーブルは本質的に読み取り専用であり、更新できません。テーブルが以下の基準のうちのいずれかを満たした場合、そのテーブルは読み取り専用です。

- データベースはセキュリティが有効で、現在のユーザーまたはユーザーグループはデータベースまたはテーブルに定義されている SELECT 権しかありません。
- データファイルには、たとえば、DOS または Windows の ATTRIB コマンドや Linux の chmod コマンドを使用して、物理ファイルレベルで読み取り専用のフラグが付けられています。
- ビューを作成して以下の項目を組み込む SELECT 句を実行します。
 - 選択リストの集計関数
 - GROUP BY 句または HAVING 句
 - UNION
 - DISTINCT キーワード
- ビューを作成する SELECT ステートメントを実行すると、テーブルには以下の特性が組み込まれます。
 - テーブルは、SELECT ステートメントの FROM 句にあるマージできないビューに表示されます。
 - テーブルはシステム テーブルです。たとえ読み取り専用モードがビューのオープン モードを無効にする場合でも、システム テーブルは常にビュー内で読み取り専用として開かれます。
 - テーブルからの列が計算列に現れるか、スカラー関数が選択リストに現れます。
 - テーブルは、最も外側のクエリと相関関係を持たないサブクエリの FROM 句に現れます。サブクエリは、最も外側のクエリと直接または間接に相関関係を持たせることができます。サブクエリは、もしテーブルから列への参照が含まれており、最も外側の FROM 句中に、その特定の発生がある場合、最も外側のクエリと直接相関関係を持ちます。サブクエリは、あるサブクエリと相関関係があつて、そのサブクエリが最も外側のクエリと直接または間接に相関関係がある場合に、最も外側のクエリと間接的に相関関係があります。

- オープン モードは読み取り専用です。
- FOR UPDATE を指定せずに、以下のキーワード で位置付け UPDATE ステートメント を実行します。
ORDER BY
SCROLL

マージ可能なビュー

ビューは、ベース テーブルと列だけを使用して SELECT ステートメントを書き換えることができる場合にマージ可能です。

たとえば、何人の学生が1クラスにいるかを知りたい場合、それを計算するビューを定義できます。以下のようにビュー NumberPerClass を定義します。

```
CREATE VIEW NumberPerClass (Class_Name,  
Number_of_Students)  
AS SELECT Name, COUNT(Last_Name)  
FROM Person, Class, Enrolls  
WHERE Person.ID = Enrolls.Student_ID  
AND Class.ID = Enrolls.Class_ID  
GROUP BY Name#
```

以下のようにビュー NumberPerClass を定義します。

```
SELECT *  
FROM NumberPerClass#
```

この場合、ビュー NumberPerClass がマージ可能なのは、以下のように SELECT ステートメントを書き換えることができるからです。

```
SELECT Name, COUNT(Last_Name)  
FROM Person, Class, Enrolls  
WHERE Person.ID = Enrolls.Student_ID  
AND Class.ID = Enrolls.Class_ID  
GROUP BY NAME#
```

以下のように SELECT ステートメントを書きたい場合、ビュー NumberPerClass はマージ不能です。

```
SELECT COUNT(Name)  
FROM NumberPerClass  
WHERE Number_of_Students > 50#
```

このステートメントは、ビュー NumberPerClass に対して無効です。ベース テーブルとベース 列だけでは、このビューを書き換えることができません。

ビューに以下の特性が含まれていない場合、ビューはマージ可能です。

- ビューがマージ不能なビューを参照する。
- ビューが選択リスト内に集計関数を持つか、DISTINCT キーワードを持っており、また、選択リスト内に集計を持つ SELECT ステートメントの FROM 句に現れる。

- ビューが **DISTINCT** キーワードを持ち、**SELECT** ステートメントの **FROM** 句に現れるが、そのステートメントはその **FROM** 句の中に複数の項目があり、その選択リストに集計を持たず、かつ **DISTINCT** キーワードを持っていない。
- ビューがその選択リストに集計を持ち、**SELECT** ステートメントの **FROM** 句に現れるが、そのステートメントはその **FROM** 句の中に複数の項目があるか、または **WHERE** 句の制限がある。

選択リスト

SELECT ステートメントを使用してデータを取得する場合は、結果テーブルに組み込む列のリスト、つまり、選択リストを指定します。テーブル内のすべての列を取得する場合、列のリストの代わりにアスタリスク (*) を使用できます。



メモ リストの代わりに * を使用することは避けてください。* を使用すると、テーブル内の列の数または列のサイズが変化した場合にアプリケーションに潜在的な問題が生ずるおそれがあります。また、アプリケーションは一般に不必要なデータを返します。

以下の例では、Class テーブルから 3 つの列を選択します。

```
SELECT Name, Section, Max_Size
FROM Class;
```

以下の例では、Class テーブルからすべての列を選択します。

```
SELECT * FROM Class;
```

データを取得する場合、Pervasive PSQL はクエリで名前を指定した方法に基づいて列名を表示します。

- 列名を明示的に指定すると、Pervasive PSQL は入力されたとおりに列名を返します。以下の例では、列名をすべて小文字で指定します。

```
SELECT name, section, max_size FROM Class#
```

Pervasive PSQL は、以下のように列名を返します。

```
"Name", "Section", "Max_Size"
```

これらの列名は、返されたデータの見出しです。データ自体ではありません。

以下の例では、テーブル Department と Faculty のエイリアスを定義します。

```
SELECT d.Name, f.ID FROM Department d, Faculty f;
```

Pervasive PSQL は、以下のように列名を返します。

```
"Name", "ID"
```

- * を使用して列名を指定する場合、以下の例に示すように列名はすべて大文字で表示されます。

```
SELECT * FROM Department;
```

Pervasive PSQL は、以下のように列名を返します。

```
"Name", "Phone_Number", "Building_Name",
"Room_Number", "Head_Of_Dept"
```

以下の例では、テーブル `Department` と `Faculty` のエイリアスを定義します。

```
SELECT * FROM Department d, Faculty f;
```

Pervasive PSQL は、以下のように列名を返します。

```
"Name"  
"Phone_Number"  
"Building_Name"  
"Room_Number"  
"Head_Of_Dept"  
"ID"  
"Dept_Name"  
"Designation"  
"Salary"  
"Building_Name"  
"Room_Number"  
"Rsch_Grant_Amount"
```

ソートされた行とグループ化された行

結果テーブルにどのようなデータを組み入れるかを決定すると、データの順序を指定できます。ORDER BY 句を使用してデータをソートしたり、GROUP BY 句を使用してある列単位で行をグループ化することができます。データをグループ化すると、集計関数を使用してグループ単位でデータを要約することもできます。集計関数の詳細については、「[集計関数](#)」を参照してください。

以下の例では、サンプル データベースの Person テーブルにラスト ネームですべての行の順序を指定します。

```
SELECT *  
  FROM Person  
  ORDER BY Last_Name#
```

以下の例では、Room テーブル内の Building Name 列で結果をグループ化します。この例では、2つの集計関数 COUNT と SUM も使用します。

```
SELECT Building_Name, COUNT(Number), SUM(Capacity)  
  FROM Room  
  GROUP BY Building_Name;
```

結合

結合は、列を複数のテーブルから 1 つのビューに結合するステートメントから発生します。データが読み取り専用でなければ、このビューからデータの取得、挿入、更新または削除を行えます。



メモ ここでは、主に、SELECT ステートメントによるテーブルの結合について説明します。ただし、1 つのステートメントを複数のテーブルに適用することによって、INSERT、UPDATE および DELETE ステートメントで結合を作成することもできます。『SQL Engine Reference』では、これら SQL ステートメントおよび結合ビューの最適化の方法について説明しています。

FROM 句に各テーブル名またはビュー名を表示することによって、テーブルからデータを取得できます。1 つまたは複数の結合条件を指定するには、WHERE 句を使用します。結合条件では、1 つのテーブルから列の値を参照する式を、別のテーブルから列の値を参照する式と比較します。

データが正しく正規化されると、ほとんどの結合は指定されたキー値に基づいて値を関連付けます。それにより、参照整合性の関係でデータを抽出できます。たとえば、どの教授がどのクラスを教えているかを知りたい場合、Faculty ID に基づいて結合を作成できます。Faculty ID は、Class テーブル内の外部キーであり、また、Person テーブル内の主キーです。

```
SELECT DISTINCT Class.Name, Person.Last_Name
    FROM Class, Person, Faculty
    WHERE Class.Faculty_ID = Person.ID
        AND Class.Faculty_ID = Faculty.ID;
```

この例では、共通の列 Faculty ID の共通の値に基づいて 2 つのテーブルを結合します。

また、データ型の列の間で数値の比較を行うことでもテーブルを結合できます。たとえば、<、> または = を使用して列を比較できます。Faculty テーブルの以下の自己結合は、各教職員より給与が高いすべての教職員を識別します。このため、Faculty テーブルに含まれているレコードよりかなり多くのレコードが生成されます。

```
SELECT A.ID, A.Salary, B.ID, B.Salary
    FROM Faculty A, Faculty B
    WHERE B.Salary > A.Salary;
```

日付や時刻などの同様の比較を行えば、多数の有効かつ意味のある結果を生成できます。

列を結合する場合は、可能であれば同じデータ型の列を選択します。たとえば、2 つの NUMERIC 列を比較するほうが、NUMERIC 列を INTEGER 列と比較するより効率的です。2 つの列が同じデータ型でなく、ともに数値

または文字列であれば、Pervasive PSQL は両方のテーブルをスキャンし、結合条件を結果に対する制限として適用します。

WHERE 句で文字列型の列を使用する場合、結合条件の 1 つの列を計算の文字列の列とすることができます。そうすれば、複数の文字列を連結し、結合条件でそれらの文字列を別のテーブルからの 1 つの文字列と比較することができます。

Pervasive PSQL が結合を処理する方法は、結合条件にインデックス列が含まれているかどうかにより異なります。

- インデックスとして定義されている列が結合条件に含まれている場合、パフォーマンスは向上します。インデックスで対応するテーブル内の行をソートする場合、Pervasive PSQL は制限句の条件に合う行だけを選択します。
- 結合条件にインデックスとして定義されている列が含まれていない場合、パフォーマンスは低下します。Pervasive PSQL は各テーブルの各行を読んで制限句の条件に合致する行を選択します。パフォーマンスを向上するために、結合を実行する前にテーブルのうちの 1 つでインデックスを作成することができます。これは特に、クエリが頻繁に実行するクエリである場合に有効です。

ほかのテーブルとのテーブルの結合

SELECT ステートメントを使用して結合を指定するには、FROM 句を使用して関連するテーブルを一覧表示し、WHERE 句を使用して結合の条件と制限を指定します。以下の例では、エイリアスを使用してステートメントの単純化も行います。

```
SELECT Student_ID, Class_ID, Name
FROM Enrolls e, Class cl
WHERE e.Class_ID = cl.ID;
```

次の例では、3 つのテーブルを結合します。

```
SELECT p.ID, Last_Name, Name
FROM Person p, Enrolls e, Class cl
WHERE p.ID = e.Student_ID AND e.Class_ID = cl.ID;
```

次の例では、英語で 3.0 より低い成績をとった学生のリストを取得します。

```
SELECT First_Name, p.Last_Name
FROM Person p, Student s, Enrolls e, Class cl
WHERE s.ID = e.Student_ID
AND e.Class_ID = cl.ID
AND s.ID = p.ID
AND cl.Name = 'ACC 101'
AND e.Grade < 3.0;
```

この例では、WHERE 句の最初の 3 つの条件で 4 つのテーブル間の結合を指定します。次の 2 つの条件は、ブール演算子 AND で接続された制限句です。

テーブルとのビューの結合

ビューを1つまたは複数のテーブルと結合するには、FROM句にビュー名を取り込みます。指定するビューには、1つのテーブルまたはいくつかの結合されたテーブルから列を取り込むことができます。

結合のタイプ

Pervasive PSQL は、等結合、不等号結合、ヌル結合、カルテシアン結合、自己結合、左外部結合、右外部結合、および全外部結合をサポートします。結合の構文の詳細については、以下のトピックを参照してください。

- 『SQL Engine Reference』「[SELECT](#)」
- 『SQL Engine Reference』「[JOIN](#)」

等結合

等結合は、2つの結合列を等価と定義するときに発生します。以下のステートメントは、等結合を定義します。

```
SELECT First_Name, Last_Name, Degree, Residency
       FROM Person p, Student s, Tuition t
       WHERE p.ID = s.ID AND s.Tuition_ID = t.ID;
```

不等号結合

比較演算に基づいてテーブルを結合できます。不等号結合では以下の演算子を使用できます。

<	より小さい
>	より大きい
<=	小さいかまたは等しい
>=	大きいかまたは等しい

以下の WHERE 句は、 \geq 演算子を使用する結合を示しています。

```
SELECT Name, Section, Max_Size, Capacity,
       r.Building_Name, Number
       FROM Class cl, Room r
       WHERE Capacity >= Max_Size;
```

カルテシアン結合

カルテシアン結合は、あるテーブル内の各行を別のテーブル内の各行に関連付けます。Pervasive PSQL は、一方のテーブルの各行に対しもう一方のテーブルのすべての行を読みます。

大きなテーブルでは、カルテシアン結合に時間がかかりかかる可能性があります。Pervasive PSQL は、このタイプの結合を行うために以下の行数を読み取らなければならないからです。

(あるテーブル内の行数) * (ほかのテーブル内の行数)

たとえば、あるテーブルに 600 行含まれており、もう一つのテーブルに 30 行含まれている場合、Pervasive PSQL は各テーブルのカルテシアン結合を作成するのに 18,000 行を読み取ります。

以下のステートメントは、サンプル データベース内の Person テーブルと Course テーブルにカルテシアン結合を生成します。

```
SELECT s.ID, Major, t.ID, Degree, Residency,  
       Cost_Per_Credit  
FROM Student s, Tuition t#
```

自己結合

自己結合では、FROM 句でテーブル名を何回も指定できます。自己結合を指定する場合は、テーブル名の各インスタンスにエイリアスを割り当て、Pervasive PSQL が結合でテーブルの各発生セグメントを区別できるようにします。

以下の例では、Jason Knibb という人と同じ州に定住所がある人のすべてをリストします。このクエリは、ID、名前、名字、現在の電話番号、電子メールアドレスを返します。

```
SELECT p2.ID, p2.First_Name, p2.Last_Name, p2.Phone,  
       p2.EMail_Address  
FROM Person p1, Person p2  
WHERE p1.First_Name = 'Jason' AND p1.Last_Name = 'Knibb'  
      and p1.Perm_State = p2.Perm_State
```

左部、右部、完全外部結合

外部結合の詳細については、『SQL Engine Reference』に記載されています。『SQL Engine Reference』の「[SELECT](#)」および「[JOIN](#)」を参照してください。

サブクエリ

ネストされたクエリとも呼ぶサブクエリは、以下のうちの1つの中に含まれている SELECT ステートメントです。

- 別の SELECT ステートメントの WHERE 句または HAVING 句。
- UPDATE または DELETE ステートメントの WHERE 句。

サブクエリを使用すると、ネストされた SELECT ステートメントの出力に SELECT、UPDATE または DELETE ステートメントの結果の基準を置くことができます。

相関関係を持つサブクエリ以外のサブクエリを発行すると、Pervasive PSQL はステートメント全体を構文解析し、最も内側のサブクエリを最初に実行します。Pervasive PSQL は、最も内側のサブクエリの結果を次のレベルのサブクエリに対する入力として使用します。以下同様に行います。

サブクエリで使用できる式の詳細については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

サブクエリの制限

WHERE 句のサブクエリは、検索基準の一部になります。SELECT、UPDATE および DELETE ステートメントでサブクエリを使用する場合は、以下の制限が適用されます。

- サブクエリを小かっこで囲まなければならない。
- サブクエリに UNION 句を含めることはできない。
- 外側のクエリの WHERE 句で ANY、ALL、EXISTS または NOT EXISTS キーワードを使用しない限り、サブクエリの選択リストには列名の式を1つしか組み込めない。

ステートメントにいくつかのレベルのサブクエリをネストできます。ネストできるサブクエリ数は、Pervasive PSQL が使用できるメモリ量で決定されます。

相関サブクエリ

相関サブクエリには、外側のクエリの FROM 句のテーブルから列を参照する WHERE または HAVING 句が含まれています。この列を相関列と呼びます。外側のクエリからの結果と比較してサブクエリからの結果をテストするか、クエリの中の特定値の有無をテストするには、相関サブクエリを使用しなければなりません。

相関列は外側のクエリから発するので、その値は外側のクエリがフェッチされるたびに変わります。次に Pervasive PSQL はこの変化した値に基づいて内側のクエリの式を評価します。

データの取得

以下の例に、教室で実際に使用される時間より多い履修単位時間を持つコースの名前を示します。

```
SELECT c.Name, c.Credit_Hours
FROM Course c
WHERE c.Name IN
    (SELECT cl.Name
     FROM Class cl
     WHERE c.Name = cl.Name AND c.Credit_Hours >
        (HOUR (Finish_Time - Start_Time) + 1))#
```

上記のステートメントは、パフォーマンスを向上させるために簡単なクエリに書き換えることができます。

```
SELECT c.Name, c.Credit_Hours
FROM Class cl, Course c
WHERE cl.Name = c.Name AND c.Credit_Hours >
    (HOUR (Finish_Time - Start_Time) + 1)#
```

制限句

制限句は、演算子と式からなる ASCII テキスト文字列です。制限句は、ビューの列の値に対する選択基準を指定し、ビューに取り込む行数を制限します。WHERE や HAVING などの句の構文では、制限句を使用しなければなりません。制限句は、以下の条件を指定できます。

- 制限条件 — 列の値を参照する式を、同じテーブル内の列の値を参照する定数または別の式と比較します。
- 結合条件 — あるテーブルからの列の値を参照する式を、別のテーブルから列の値を参照する式と比較します。

制限句には、複数の条件を含めることができます。制限句には、データベース内のほかのテーブルの内容に検索基準を置いている SELECT サブクエリも含めることができます。サブクエリを含む条件には、EXISTS、NOT EXISTS、ALL、ANY および SOME キーワードまたは IN 範囲演算子を含めることができます。

SELECT、UPDATE または DELETE ステートメント内の WHERE または HAVING 句を使用して、制限句を指定できます。

図 1 には、制限句の例を示し、制限句の要素を図示しています。

図 1 制限句の例



制限句演算子

制限句は 3 つのタイプの演算子を使用できます。

- ブール演算子 — 制限句の条件を連結します。
- 条件演算子 — 式を連結して条件を形成します。条件演算子は、関係演算子または範囲演算子とすることができます。
- 式演算子 — 2 つの式を連結して別の式を作ります。式の演算子は、算術演算子または文字列演算子のいずれかです。

ブール演算子

ブール演算子は、論理条件を指定します。

表 43 ブール演算子

演算子	説明
AND	AND で連結されているすべての検索条件が True であれば、制限をパスします。
OR	OR で連結された条件の少なくとも 1 つが True であれば、制限をパスします。
NOT	条件が False であれば、制限をパスします。

条件演算子

条件演算子は、関係演算子または範囲演算子とすることができます。

- 関係演算子 — 列の値を別の列の値または定数と比較します。列の値が True であれば、Pervasive PSQL はその行を選択します。
- 範囲演算子 — 列の値をその列の指定された範囲の値と比較します。列の値が True であれば、制限を通過し、Pervasive PSQL はその行を選択します。

表 44 に関係演算子を示します。

表 44 関係条件演算子

演算子	説明	演算子	説明
<	より小さい	>=	大きいかまたは等しい
>	より大きい	!=	等しくない
=	等しい	<>	等しくない
<=	小さいかまたは等しい		

表 45 に条件演算子を示します。

表 45 範囲条件演算子

演算子	説明
IN	値は指定されたリストに存在します。
NOT IN	値は指定されたリストに存在しません。
BETWEEN	値は指定された範囲内に存在します。

表 45 範囲条件演算子

演算子	説明
NOT BETWEEN	値は指定された範囲内に存在しません。
IS NULL	値は列に対して定義された NULL 値です。
IS NOT NULL	値は列に対して定義された NULL 値ではありません。
LIKE	値は指定された文字列に一致します。実際の文字に対して 2 つのワイルドカード文字を代入できます。パーセント記号 (%) は、 <i>n</i> 文字 (ここで、 <i>n</i> は 0 でもよい) の並びを表します。アンダースコア (_) は、単一文字を表します。
NOT LIKE	値は指定された文字列に一致しません。

IN 演算子と NOT IN 演算子を使用すると、第 2 の式は列名または定数の代わりにサブクエリとすることができます。

式の演算子

式の演算子を使用して、算術演算子または文字列演算子で計算列の式を作成できます。詳細については、「[関数](#)」を参照してください。

制限句の例

以下の例では、制限句演算子のいくつかを実証します。

OR と 等号 (=)

以下の例では、関係 EQUAL TO 演算子とブール OR 演算子を使用します。また、State 列の値が Texas または New Mexico であるすべての行を選択します。

```
SELECT Last_Name, First_Name, State
   FROM Person
  WHERE State = 'TX' OR State = 'NM' #
```

IN

以下の例では、IN 演算子を使用します。これにより、名が Bill と Roosevelt のレコードがテーブル Person から選択されます。

```
SELECT * FROM Person WHERE First_name IN
('Roosevelt', 'Bill') #
```

LIKE

以下の例では、LIKE 演算子を使用します。

```
SELECT ID, First_Name, Last_Name, Zip
FROM Person
WHERE Zip LIKE '787%';
```

この例では、Person テーブルから ZIP コードが "787" で始まるレコードを取得します。

関数

一度データベースにデータを取り込むと、データに対して関数（集計関数）を使用して、列値のセットに結果を返すことができます。または、1 つまたは複数のパラメーターを入力として受け入れ、スカラー関数を使用して、1 つの値を返すことができます。

集計関数

集計関数は、一連の列の値に対する 1 つの結果を返す関数です。Pervasive PSQL では、表 46 に示す集計関数が使用できます。

表 46 集計関数

機能	説明
AVG	値のグループの平均を算定します。オペランドが DECIMAL でない場合、AVG は 8 バイトの FLOAT を返します。オペランドが DECIMAL である場合、AVG は 10 バイトの DECIMAL を返します。
COUNT	指定されたグループ内の行数をカウントします。COUNT は常に、4 バイトの INTEGER を返します。
DISTINCT	DISTINCT キーワードは SELECT ステートメントで使用して、結果から重複する値を削除するよう Pervasive PSQL に指示します。DISTINCT を使用すると、SELECT ステートメントの条件を満たす一意の行をすべて検索できます。
MAX	値のグループの最大値を返します。MAX は、オペランドと同じデータ型とサイズを返します。
MIN	値のグループの最小値を返します。MIN は、オペランドと同じデータ型とサイズを返します。
SUM	値のグループの合計を算定します。オペランドが DECIMAL でない場合、SUM は 8 バイトの FLOAT を返します。オペランドが DECIMAL である場合、SUM は 10 バイトの DECIMAL を返します。

これらの各関数の詳細については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

集合関数への引数

AVG 関数と SUM 関数の場合、関数への引数は数値列名でなければなりません。COUNT 関数、MIN 関数および MAX 関数は、数値列または非数値列に結果を示すことができます。

集計関数の参照をネストすることはできません。たとえば、以下の参照は無効です。

```
SUM(AVG(Cost_Per_Credit))
```

以下の例に示すように、式で集計関数を使用できます。

```
AVG(Cost_Per_Credit) + 20
```

グループ集計関数への引数として式を使用することもできます。たとえば、以下の式は有効です。

```
AVG(Cost_Per_Credit + 20)
```

集計関数は、ヌル列の値を有効値として扱います。たとえば、40 行のデータと 5 行のヌル値を含むテーブルで、COUNT 関数は 45 を返します。

DISTINCT キーワードを使用して、Pervasive PSQL がすべてのヌル列の値を 1 つの値として扱うようにすることができます。以下の例では、Grade 列で列の平均値を計算します。

```
AVG(DISTINCT Grade)
```

DISTINCT キーワードは、AVG 関数、COUNT 関数および SUM 関数に影響を与えます。このキーワードは、MIN 関数と MAX 関数に影響を与えません。

集計関数の規則

以下のように、SELECT ステートメントで集計関数を使用できます。

- 選択リストの項目
- HAVING 句

一般に、GROUP BY 句を含む SELECT ステートメントで集計関数を使用して、ある行のグループの集計値を算定します。ただし、SELECT ステートメントに GROUP BY 句が含まれておらず、その句で集計関数を使用したい場合、選択リストのすべての項目は集計関数でなければなりません。

SELECT ステートメントに GROUP BY 句が含まれている場合、GROUP BY 句に指定する列は、集計関数でなく単一の列である選択項目でなければなりません。ただし、GROUP BY 句にも示されていない選択項目はすべて集計関数でなければなりません。

以下の例では、各学生が支払った金額を決定できる結果テーブルを返します。

```
SELECT Student_ID, SUM(Amount_Paid)
       FROM Billing
       GROUP BY Student_ID;
```

GROUP BY 句で使用される HAVING 句に集計関数を組み込むこともできます。GROUP BY 句を持つ HAVING 句を使用すると、Pervasive PSQL から返される行のグループが制限されます。Pervasive PSQL は GROUP BY 句で指定された各行グループの列に対して集計関数を実行し、グループ化列の値が等しい行セットごとに 1 つの結果を返します。

以下の例では、Pervasive PSQL は 15 時間を超える履修単位時間で現在受講登録されている学生についてのみ行グループを返します。

```
SELECT Student_ID, SUM(Credit_Hours)
  FROM Enrolls e, Class cl, Course c
 WHERE e.Class_ID = cl.ID AND cl.Name = c.Name
 GROUP BY Student_ID
 HAVING SUM(Credit_Hours) > 15;
```

スカラー関数

CONCAT や CURDATE のようなスカラー関数は、1 つまたは複数のパラメーターを入力として受け入れ、1 つの値を返します。たとえば、LENGTH 関数は文字列の列の値の長さを返します。式で計算列を使用できる Pervasive PSQL ステートメントでスカラー関数を使用できます。

使用できる式演算子のタイプは、関数が返す結果のタイプにより異なります。たとえば、関数が数値を返す場合、算術演算子を使用できます。関数が文字列を返す場合、文字列演算子を使用できます。

スカラー関数をネストできますが、以下の例に示すように、ネストされた各関数は次のレベルのスカラー関数へ対応するパラメーターとしての結果を返します。

```
SELECT RIGHT (LEFT (Last_Name, 3), 1)
  FROM Person;
```

Pervasive PSQL はまず、LEFT 関数を実行します。Last Name 列の値が Baldwin である場合、LEFT 関数から生ずる文字列は Bal です。この文字列は RIGHT 関数のパラメーターで、この関数は文字列の右端の文字として「l」を返します。

数値を計算する計算列の中に数値結果を返すスカラー関数を使用できます。文字列値を式として別の文字列関数へ返すスカラー関数も使用できますが、文字列の結果の合計長は 255 バイト以内でなければなりません。

Pervasive PSQL で使用できるスカラー関数の詳細については、『SQL Engine Reference』で「[ビット演算子](#)」を参照してください。

データの取得

ロジックの格納

17

この章では、将来使用するために SQL プロシージャを格納する方法とトリガーを作成する方法について説明します。ストアドビューの詳細については、第 16 章「データの取得」を参照してください。

この章では、以下の項目について説明します。

- 「ストアド プロシージャ」
- 「SQL 変数ステートメント」
- 「SQL 制御ステートメント」
- 「SQL トリガー」

ストアド プロシージャ

ストアド プロシージャを使用して、論理的に関連付けされたプログラミング ステップを一般的なプロセスにグループ化し、次にそのプロセスを1つのステートメントで呼び出すことができます。また、パラメーターを渡すことによって、異なる値でこのプロセスを実行できます。

SQL ストアド プロシージャを呼び出すと、ホスト言語のプログラムと SQL エンジンとの間で内部的な通信を行うことなく、プロシージャ全体が実行されます。ストアド プロシージャを単独で呼び出したり、ほかのプロシージャまたはトリガーの本体の一部として呼び出すことができます。トリガーの詳細については、「[SQL トリガー](#)」を参照してください。

ストアド プロシージャ内の SQL 変数ステートメントを使用して、ステートメントからステートメントへ値を内部に格納することができます。これらのステートメントの詳細については、「[SQL 変数ステートメント](#)」を参照してください。

ストアド プロシージャ内の SQL 制御ステートメントを使用して、プロシージャの実行フローを制御することができます。これらのステートメントの詳細については、この章の後半の「[SQL 制御ステートメント](#)」を参照してください。

ストアド プロシージャと位置付け更新

ストアド プロシージャと位置付け更新の例を次に示します。

```
DROP PROCEDURE curs1
CREATE PROCEDURE curs1 (in :Arg1 char(4) ) AS
BEGIN
    DECLARE :alpha char(10) DEFAULT 'BA';
    DECLARE :beta INTEGER DEFAULT 100;

    DECLARE degdel CURSOR FOR
        SELECT degree, cost_per_credit FROM tuition
            WHERE Degree = :Arg1 AND cost_per_credit = 100
    FOR UPDATE;
    OPEN degdel;
    FETCH NEXT FROM degdel INTO :alpha,:beta
    DELETE WHERE CURRENT OF degdel;
    CLOSE degdel;
END

CALL curs1('BA')
```

ストアド プロシージャの宣言

ストアド プロシージャを定義するには、CREATE PROCEDURE ステートメントを使用します。

```
CREATE PROCEDURE EnrollStudent (in :Stud_id integer, in
:Class_Id integer);

BEGIN
    INSERT INTO Enrolls VALUES (:Stud_id, :Class_Id, 0.0);
END
```

ストアド プロシージャ名の最大サイズは 30 文字です。パラメーター リストの両側には小かっこを付ける必要があります。パラメーター名は有効な SQL 識別子とすることができます。

ストアドプロシージャは、辞書内で一意名を持っていなければなりません。

CREATE PROCEDURE ステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「[CREATE PROCEDURE](#)」を参照してください。

ストアド プロシージャの呼び出し

ストアド プロシージャを定義するには、CREATE ステートメントを使用します。

```
CALL EnrollStudent (274410958, 50);
```

すべてのパラメーターに値を定義する必要があります。CALL ステートメントで関連する引数を使用するか、または CREATE PROCEDURE ステートメントの関連するデフォルトの句を使用して、パラメーターに値を指定することができます。CALL ステートメント内のパラメーターの引数値は、関連するデフォルト値に優先します。

以下の 2 つの方法のいずれかで、CALL ステートメントに呼び出し値を指定できます。

- 場所引数 — プロシージャが作成されたときのリスト内のパラメーターの序数の位置に基づいて、パラメーター値を暗黙に指定することができます。
- キーワード引数 — 値が割り当てられているパラメーターの名前を使用して、パラメーター値を明示的に指定できます。

場所またはキーワードの引数リストでは、パラメーター値を 2 回指定できません。同一呼び出しで場所引数とキーワード引数の両方を使用する場合、キーワード引数は場所引数を介して値を受け取るパラメーターを参照することはできません。キーワード引数を使用する場合、同じパラメーター名を 2 度使用することはできません。

CALL ステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「[CALL](#)」を参照してください。

ストアド プロシージャの削除

ストアド プロシージャを削除するには、**DROP PROCEDURE** ステートメントを使用します。

```
DROP PROCEDURE EnrollStudent;
```

このステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「[DROP PROCEDURE](#)」を参照してください。

SQL 変数ステートメント

SQL 変数ステートメントを使用して、ステートメント間で内部的に値を格納することができます。SQL 変数ステートメントには、以下のステートメントがあります。

- Assignment ステートメント

これらのステートメントはストアード プロシージャ内で使用できます。

プロシージャ所有の変数

ストアード プロシージャ内で定義する SQL 変数は、**プロシージャ所有の変数**です。その適用範囲は、SQL 変数が定義されるプロシージャです。したがって、そのプロシージャ内でしかその変数を参照できません。プロシージャが別のプロシージャを呼び出す場合、呼び出し側プロシージャのプロシージャ所有の変数は被呼び出し側プロシージャで直接使用できません。その代わりに、その変数をパラメーターで渡す必要があります。同じストアード プロシージャでプロシージャ所有の変数を 2 回以上宣言することはできません。

ストアード プロシージャの本体が複合ステートメントの場合、そのプロシージャで宣言された SQL 変数名は、そのプロシージャのパラメーター リスト内のパラメーター名と同じにすることはできません。複合ステートメントの詳細については、「[複合ステートメント](#)」を参照してください。

代入ステートメント

代入ステートメントは、SQL 変数の値を初期化または変更します。値の式は、定数、演算子、この SQL 変数またはほかの SQL 変数に関連する計算された式とすることができます。

```
SET :CourseName = 'HIS305';
```

値の式は、SELECT ステートメントとすることもできます。

```
SET :MaxEnrollment = (SELECT Max_Size FROM Class  
WHERE ID = classId);
```

このステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「[SET](#)」を参照してください。

SQL 制御ステートメント

ストアード プロシージャの本体内でのみ制御ステートメントを使用できます。これらのステートメントは、プロシージャの実行を制御します。制御ステートメントは以下のとおりです。

- 複合ステートメント (BEGIN...END)
- IF ステートメント (IF...THEN...ELSE)
- LEAVE ステートメント
- Loop ステートメント (LOOP および WHILE)

複合ステートメント

複合ステートメントは、ほかのステートメントをグループ化します。

```
BEGIN
    DECLARE :NumEnrolled INTEGER;
    DECLARE :MaxEnrollment INTEGER;

    DECLARE :failEnrollment CONDITION
        FOR SQLSTATE '09000';

    SET :NumEnrolled = (SELECT COUNT (*)
        FROM Enrolls
        WHERE Class_ID = classId);

    SET :MaxEnrollment = (SELECT Max_Size
        FROM Class
        WHERE ID = classId);

    IF (:NumEnrolled >= :MaxEnrollment) THEN
        SIGNAL :failEnrollment ELSE
        SET :NumEnrolled = :NumEnrolled + 1;
    END IF;
END
```

ストアード プロシージャまたはトリガーの本体内で複合ステートメントを使用できます。トリガーの詳細については、「[SQL トリガー](#)」を参照してください。

ほかの複合ステートメント内に複合ステートメントをネストできますが、最も外側の複合ステートメントだけに DECLARE ステートメントを取り込むことができます。

複合ステートメントの構文の詳細については、『[SQL Engine Reference](#)』で、「[BEGIN \[ATOMIC\]](#)」を参照してください。

IF ステートメント

IF ステートメントは、条件の真の値に基づいて条件付き実行を行います。

```
IF (:counter = :NumRooms) THEN
    LEAVE Fetch_Loop;
END IF;
```

IF ステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「IF」を参照してください。

LEAVE ステートメント

LEAVE ステートメントは、複合ステートメントまたは Loop ステートメントから離れることによって実行を続けます。

```
LEAVE Fetch_Loop
```

LEAVE ステートメントは、ラベル付き複合ステートメント内またはラベル付き Loop ステートメント内に現れるはずですが、LEAVE ステートメントからのステートメント ラベルは、LEAVE を含むラベル付きステートメントのラベルと同じでなければなりません。このラベルは、**対応ラベル**と呼ばれています。



メモ 複合ステートメントには、Loop ステートメントを取り込むことができます。Loop ステートメントを埋め込むことができるので、LEAVE ステートメントのステートメント ラベルは埋め込みループのラベルまたはストアド プロシージャの本体のラベルに一致します。

LEAVE ステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「LEAVE」を参照してください。

LOOP ステートメント

LOOP ステートメントは、ステートメント ブロックの実行を繰り返します。

```
FETCH_LOOP:
LOOP
    FETCH NEXT cRooms INTO CurrentCapacity;

    IF (:counter = :NumRooms) THEN
        LEAVE FETCH_LOOP;
    END IF;

    SET :counter = :counter + 1;
    SET :TotalCapacity = :TotalCapacity +
        :CurrentCapacity;
END LOOP;
```

SQL ステートメント リスト内の各ステートメントがエラーなく実行され、また、Pervasive PSQL に LEAVE ステートメントが発生しないか、ハンドラーを呼び出す場合は、LOOP ステートメントの実行が繰り返されます。LOOP ステートメントは、与えられた条件が真である間に実行が継続されるという点で、WHILE ステートメントに似ています。

LOOP ステートメントに開始ラベルがある場合、このステートメントはラベル付き LOOP ステートメントと呼ばれます。終了ラベルを指定する場合、そのラベルは開始ラベルと同じでなければなりません。

LOOP ステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「[LOOP](#)」を参照してください。

WHILE ステートメント

WHILE ステートメントは、指定された条件が真である間にステートメントブロックの実行を繰り返します。

```
FETCH_LOOP:
WHILE (:counter < :NumRooms) DO
    FETCH NEXT cRooms INTO :CurrentCapacity;
    IF (SQLSTATE = '02000') THEN
        LEAVE FETCH_LOOP;
    END IF;

    SET :counter = :counter + 1;
    SET :TotalCapacity = :TotalCapacity +
        :CurrentCapacity;
END WHILE;
```

Pervasive PSQL は、ブール値の式を評価します。その値が真であれば、Pervasive PSQL は SQL ステートメント リストを実行します。SQL ステートメント リスト内の各ステートメントがエラーなく実行され、また、LEAVE ステートメントが発生しない場合は、Loop ステートメントの実行が繰り返されます。ブール値の式が偽または不明である場合、Pervasive PSQL は Loop ステートメントの実行を終了します。

WHILE ステートメントに開始ラベルがある場合、このステートメントはラベル付き WHILE ステートメントと呼ばれます。終了ラベルを指定する場合、そのラベルは開始ラベルと同じでなければなりません。WHILE ステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、「[WHILE](#)」を参照してください。

SQL トリガー

トリガーは、データベースに対して一貫性のある規則を強制するために、テーブルに定義されたアクションのことです。トリガーは、ユーザーがそのテーブルで SQL データ変更ステートメントを実行するときに、DBMS に対して実行するアクションが適切かどうかを確認する辞書オブジェクトです。

トリガーを宣言するには、CREATE TRIGGER ステートメントを使用します。

```
CREATE TRIGGER CheckCourseLimit;
```

トリガー名の最大サイズは 30 文字です。

トリガーを削除するには、DROP TRIGGER ステートメントを使用します。

```
DROP TRIGGER CheckCourseLimit;
```

トリガーを直接呼び出すことはできません。トリガーは、関連するトリガーを持つテーブル上の INSERT、UPDATE または DELETE アクションの結果として呼び出されます。これらのステートメントの構文の詳細については、『SQL Engine Reference』で、以下のトピックを参照してください。

- 「CREATE TRIGGER」
- 「DROP TRIGGER」
- 「INSERT」
- 「UPDATE」
- 「DELETE」



メモ トリガーが回避されるのを防止するため、Pervasive PSQL はトリガーを含むデータ ファイルをバウンド データ ファイルとして区別します。これにより、Btrieve ユーザーのアクセスが制限され、Pervasive PSQL データベースでトリガーを発生させるアクションが実行されないようになります。詳細については、SQL Engine Reference を参照してください。

トリガーのタイミングと順序

トリガーは所定のイベントに対して自動的に実行するので、いつどのような順序でトリガーを実行するかを指定できることが大切です。トリガーを作成するときはその時機と順序を指定します。

トリガーアクションの時機の指定

トリガーに関連するイベントが発生すると、そのトリガーはイベントの前または後にトリガーを実行しなければなりません。たとえば、INSERT ステートメントがトリガーを呼び出した場合、トリガーは INSERT ステートメントの実行前または後に実行しなければなりません。

```
CREATE TABLE Tuitionidtable (primary key(id), id
    ubigint)#
CREATE TRIGGER InsTrig
    BEFORE INSERT ON Tuition
    REFERENCING NEW AS Indata
    FOR EACH ROW
    INSERT INTO Tuitionidtable VALUES(Indata.ID);
```

トリガーアクションの時機として **BEFORE** または **AFTER** を指定してください。トリガーアクションは、行ごとに 1 回実行します。**BEFORE** を指定すると、トリガーは行オペレーションの前に実行します。**AFTER** を指定すると、トリガーは行オペレーションの後に実行します。



メモ Pervasive PSQL は、RI の制約を設定することによってはトリガーを呼び出しません。また、RI の制約によってシステムがテーブル上でカスケードされた削除を行う可能性もある場合、テーブルでは DELETE トリガーが定義されないことがあります。

トリガー順序の指定

イベントが同じ指定時機に複数のトリガーを呼び出す場合があります。たとえば、INSERT ステートメントは、その実行後に実行するよう定義された複数のトリガーを呼び出すことができます。これらのトリガーは同時に実行できないので、トリガーの実行順序を指定する必要があります。

以下の CREATE TRIGGER ステートメントが 1 番を指定しているので、テーブルに対して定義された以降の BEFORE INSERT トリガーはすべて 1 より大きい一意の番号を得なければなりません。

```
CREATE TRIGGER CheckCourseLimit
    BEFORE INSERT
    ON Enrolls
    ORDER 1
```

符号なし整数で順序の値を指定しますが、この整数はそのテーブル、時間およびイベントに対して一意でなければなりません。現在の順序に新しいトリガーを追加する可能性がある場合は、これに適応できるように、番号に空きを残しておくようにします。

トリガーの順序を指定しないと、トリガーはそのテーブル、時間およびイベントに対して現在定義されているトリガーの順序の値よりも大きい一意の順序の値で作成されます。

トリガー アクションの定義

トリガーアクションは、行ごとに1回実行します。トリガーアクションの構文は以下のとおりです。

```
CREATE TRIGGER InsTrig
  BEFORE INSERT ON Tuition
  REFERENCING NEW AS Indata
  FOR EACH ROW
  INSERT INTO Tuitionidtable VALUES(Indata.ID);
```

トリガーアクションに **WHEN** 句が含まれている場合、ブール式が真であれば、トリガーされた SQL ステートメントが実行します。式が真でなければ、トリガーされた SQL ステートメントは実行しません。**WHEN** 句が存在しないと、トリガーされた SQL ステートメントは無条件で実行します。

トリガーされた SQL ステートメントは、ストアード プロシージャ呼び出し (**CALL *procedure_name***) などの単一の SQL ステートメントか、複合ステートメント (**BEGIN...END**) とすることができます。



メモ トリガーのアクションはトリガーのタイトル テーブルを変更しないようにする必要があります。

トリガーアクションで、古い行イメージの列 (**DELETE** または **UPDATE** の場合) または新規の行イメージの列 (**INSERT** または **UPDATE** の場合) を参照しなければならない場合は、以下のようにトリガー宣言に **REFERENCING** 句を挿入する必要があります。

```
REFERENCING NEW AS N
```

REFERENCING 句を使用して、トリガーによって変更されるデータの情報を保持できます。

データの管理

18

この章では、以下の項目について説明します。

- 「[データ管理の概要](#)」
- 「[テーブル間の関係の定義](#)」
- 「[キー](#)」
- 「[参照制約](#)」
- 「[サンプルデータベースの参照整合性](#)」
- 「[データベースセキュリティの管理](#)」
- 「[並行制御](#)」
- 「[Pervasive PSQL データベースのアトミシティ](#)」

データ管理の概要

この章では、以下の項目について説明します。

- テーブル間の関係の定義
- データベース セキュリティの管理
- 並行性の制御
- SQL データベースのアトミシティ

多くの場合、SQL ステートメントを使用して、これらのデータベース管理作業を行うことができます。

SQL Data Manager を使用して SQL ステートメントを入力することもできます。SQL Data Manager の使用方法の詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。

テーブル間の関係の定義

Pervasive SQL と共に参照整合性 (RI) を使用して、データベース内でそれぞれのテーブルがどのように関係しているかを定義することができます。RI は、あるテーブルの列 (または列のグループ) が別のテーブルの列 (または列のグループ) を参照しているとき、これらの列に対する変更は同期することを保証します。RI はテーブル間の関係を定義する一連の規則を提供します。これらの規則は**参照制約**として知られています (参照制約は簡略的に関係とも呼ばれます)。

データベース内のテーブルに参照制約を定義すると、トランザクショナルデータベース エンジンは、これらのテーブルにアクセスするすべてのアプリケーションにわたって制約を強制します。これにより、アプリケーションはテーブルを変更するごとに個別にテーブルの参照をチェックすることから解放されます。

RI を使用するにはデータベースに名前を付ける必要があります。いったん参照制約を定義すると、影響を受けるファイルはそれぞれデータベース名を含みます。誰かがファイルを更新しようとする時、トランザクショナルデータベース エンジンはデータベース名を使用して適用できる RI 定義を含むデータ辞書を探し、その RI 制約に対して更新をチェックします。これにより Pervasive SQL アプリケーションが RI を危うくすることを防止します。トランザクショナル データベース エンジンが参照整合性制約に合致しない更新を阻止するからです。

データベース内のテーブルに参照整合性を定義するには、CREATE TABLE および ALTER TABLE ステートメントを使用します。これらのステートメントの構文説明については、『SQL Engine Reference』の以下のトピックを参照してください。

- 「CREATE TABLE」
- 「ALTER TABLE」

参照整合性の定義

次の定義は、参照整合性を理解するのに役立ちます。

- 親テーブルは、外部キーによって参照される主キーを含むテーブルです。
- 親行は、主キーが外部キー値と一致する、親テーブル内にある行です。
- あるテーブルの行の削除により 別のテーブルの行の削除が起こる場合、**連鎖削除テーブル**が発生します。テーブルが連鎖削除かどうかは次の条件により決定されます。
 - 自己参照テーブルはそれ自体に対し連鎖削除になります。
 - 従属テーブルは、削除規則に関係なく、常にその親に対して連鎖削除です。

- ◆ あるテーブルの親テーブルとさらにその親テーブルの削除規則が CASCADE の場合、このテーブルと、親の親テーブルは連鎖削除になります。
- 従属テーブルは、1 つまたは複数の外部キーを持つテーブルです。これらの外部キーは、それぞれ同一または異なるテーブルの主キーを参照することができます。従属テーブルは複数の外部キーを持つことができます。

従属テーブルの外部キー値は、それぞれ関連する親テーブルに一致する主キー値がある必要があります。言い換えると、外部キーが特定の値を持つ場合、外部キーの親テーブル内のいずれかの行の主キー値がその値を持つ必要があります。

従属テーブルに行を挿入する試みは、次の場合に失敗します。それぞれの参照制約の親テーブルが、挿入しようとする従属テーブルの外部キー値と一致する主キー値を持たない場合です。外部キーが現在参照している親テーブルの行を削除しようとする、参照制約をどのように定義したかによって、失敗するか、または従属行まで削除することになります。

- 従属行は、従属テーブル内の行で、その外部キー値は、関連付けられている親行の一致する主キー値に依存します。
- 孤立行は、親テーブルの主キーに対応するインデックスに存在しない外部キー値を持つ、従属テーブルの行です。従属キー値は対応する親キー値を持ちません。
- 参照は、主キーを参照する外部キーです。
- 参照パスは、従属テーブルと親テーブルの間の参照で構成される特定のセットです。
- 子孫は、参照パス上にある従属テーブルです。これは、パスの元の親テーブルから削除された 1 つまたは複数の参照です。
- 自己参照テーブルは、それ自体の親テーブルであり、その主キーを参照する外部キーを含むテーブルです。
- サイクルは、あるテーブルの親テーブルが同時にそのテーブルの子テーブルにもなっている参照パスです。

キー

RIを使用するには、キーを定義する必要があります。キーには、主キーと外部キーの2つのタイプがあります。

主キーとは、テーブル内の各行を一意に識別する列または列のグループのことです。キー値は常に一意であるため、行の重複の検出または防止に使用することができます。

外部キーは、テーブルの関係における従属テーブルと親テーブルで共通の列または列のセットです。親テーブルは、主キーとして定義された一致する列または列のセットを持つ必要があります。外部キーは親テーブルの主キーを参照します。これは、1つのテーブルから別のテーブルへの列の関係で、トランザクショナル データベース エンジンに参照制約を行わせる機能を提供します。

主キー

優れた主キーは次のような特性をもちます。

- これは必須で、非ヌル値を格納する必要があります。
- 一意であること。たとえば、Student または Faculty テーブルの ID 列は、それぞれ一意に定義されているため、優れたキーと言えます。人の名前を使用することは、複数の人が同一名である可能性があるため、あまり実用的ではありません。また、データベースは名前のバリエーション（たとえば、Andrew に対する Andy や Jennifer に対する Jen）を同一のものとして検出することができません。
- 安定性があること。学生の ID は、個人を一意に識別するだけでなく、人の名前が変更される可能性があるのに対し変更されることがないので、優れたキーです。
- 短いこと。文字数が少ないこと。小さな列はストレージのわずかなスペースしか占めず、データベースの検索が早く、入力ミスが少なくなります。たとえば、9桁の ID 列は 30文字の名前列より簡単にアクセスできます。

主キーの作成

テーブルに外部キーを作成することにより、参照制約を作成します。ただし、外部キーを作成する前に、外部キーが参照する親テーブルの主キーを作成する必要があります。

テーブルは主キーを1つだけ持つことができます。次のいずれかを使用して主キーを作成することができます。

- CREATE TABLE ステートメントの PRIMARY KEY 句
- ALTER TABLE ステートメントの ADD PRIMARY KEY 句

次の例は、サンプルデータベースの **Person** テーブルに、主キー **ID** を作成します。

```
ALTER TABLE Person
  ADD PRIMARY KEY (ID);
```

主キーを作成する場合、**Pervasive PSQL** は、一意、非ヌル、変更不可能なインデックスを使用して主キーをテーブル上に実装することを忘れないでください。指定した列にそのようなインデックスが存在しない場合、**Pervasive PSQL** は、これらの特性を持ち、主キー定義に指定された列を含む、名前のないインデックスを追加します。

主キーの削除

主キーを削除できるのは、それに依存する外部キーをすべて削除した後だけです。テーブルから主キーを削除するには、**ALTER TABLE** ステートメントで **DROP PRIMARY KEY** 句を使用します。テーブルには主キーが1つしかないため、次の例に示すように、主キーを削除するときに列名を指定する必要はありません。

```
ALTER TABLE Person
  DROP PRIMARY KEY;
```

主キーの変更

テーブルの主キーを変更するには、次の手順を行います。

- 1 **ALTER TABLE** ステートメントで **DROP PRIMARY KEY** 句を使用して既存の主キーを削除します。



メモ このことにより、主キーに使用された列やインデックスが削除されることはありません。主キー定義を削除するだけです。主キーを削除するには、その主キーを参照する外部キーがあってははいけません。

- 2 **ALTER TABLE** ステートメントで **ADD PRIMARY KEY** 句を使用して新しい主キーを作成します。

外部キー

外部キーは、テーブルの関係における従属テーブルと親テーブルで共通の列または列のセットです。親テーブルは、主キーとして定義された一致する列または列のセットを持つ必要があります。外部キーを作成すると、従属テーブルとその親テーブルの間に参照制約またはデータ リンクを作成することになります。この参照制約には親テーブルの従属行を削除または更新する規則を含めることができます。

外部キー名は省略可能です。外部キー名を指定しない場合、Pervasive PSQL は外部キー定義の最初の列の名前を使用して外部キーを作成しようとします。外部キーとその他のデータベース要素の名前付け規則については、「[名前付け規則](#)」を参照してください。

Pervasive PSQL のキーワードは予約語であるため、これらはデータベース要素の名前付けには使用できません。Pervasive PSQL のキーワードの一覧は、『SQL Engine Reference』の「[SQL の予約語](#)」を参照してください。

既存のテーブルに外部キーを作成する

既存のテーブルに外部キーを作成するには、次の手順を行います。

- 1 参照する親テーブルに主キーが存在することを確認します。

主キーと外部キーのすべての列は同一のデータ型と長さで、一連の列の順序は両方の定義で同じである必要があります。

- 2 Pervasive PSQL は、外部キー定義に指定された列または列のグループに非ヌル インデックスを作成します。テーブル定義に既にそのようなインデックスが存在する場合、Pervasive PSQL はそのインデックスを使用します。存在しなければ、Pervasive PSQL は非ヌルで、一意ではなく、変更可能なインデックス属性を持つ名前のないインデックスを作成します。

- 3 ALTER TABLE ステートメントで ADD CONSTRAINT 句を使用して新しい外部キーを作成します。

たとえば、次のステートメントは、サンプル データベースの Faculty テーブルの Dept_Name 列に Faculty_Dept という名前の外部キーを作成します。外部キーは Department テーブルに作成された主キーを参照し、削除制限規則を指定します。

```
ALTER TABLE Faculty
    ADD CONSTRAINT Faculty_Dept FOREIGN KEY
        (Dept_Name)
    REFERENCES Department
    ON DELETE RESTRICT;
```

テーブル作成時に外部キーを作成する

テーブル作成時に外部キーを作成するには、次の手順を行います。

- 1 参照する親テーブルに主キーが存在することを確認します。

主キーと外部キーのすべての列は同一のデータ型と長さで、一連の列の順序は両方の定義で同じである必要があります。

- 2 Pervasive PSQL は、外部キー定義に指定された列または列のグループに非ヌル インデックスを作成します。テーブル定義に既にそのようなインデックスが存在する場合、Pervasive PSQL はそのインデックスを使用します。存在しなければ、Pervasive PSQL は非ヌルで、一意ではなく、変更可能なインデックス属性を持つ名前のないインデックスを作成します。
- 3 CREATE TABLE ステートメントを使用してテーブルを作成し、FOREIGN KEY 句を含めます。

たとえば、次のステートメントは、Course テーブルの Dept_Name 列に Course_in_Dept という外部キーを作成します。

```
CREATE TABLE Course
  (Name CHAR(7) CASE,
   Description CHAR(50) CASE,
   Credit_Hours USMALLINT,
   Dept_Name CHAR(20) CASE) #

ALTER TABLE Course
  ADD CONSTRAINT Course_in_Dept
  FOREIGN KEY (Dept_Name)
  REFERENCES DEPARTMENT(Name)
  ON DELETE RESTRICT
```

外部キーの削除

テーブルから外部キーを削除するには、ALTER TABLE ステートメントで DROP CONSTRAINT 句を使用します。テーブルには複数の外部キーがある可能性があるため、外部キーの名前を指定する必要があります。

```
ALTER TABLE Course
  DROP CONSTRAINT Course_in_Dept;
```

参照制約

参照制約を定義するデータベースは次の条件を満たしている必要があります。

- データベースにはデータベース名がある必要があります。
- データベースは、単一のワークステーション ドライブまたは単一のマップされたネットワークドライブに存在する必要があります。
- データ ファイルは 6.x 以降の トランザクショナル データベース エンジン形式である必要があります。

5.x 以降のデータ ファイルの 6.x または 7.x 形式への変換については、『Advanced Operations Guide』を参照してください。

データベースが参照整合性をサポートするためには、外部キーの概念をサポートする必要があります。外部キーは 1 つのテーブル（従属テーブルと呼ばれる）の 1 つの列または一連の列で、別のテーブル（親テーブルと呼ばれる）の主キーを参照するのに使用します。RI 規則はすべての外部キー値が有効な主キー値を参照することを必要とします。たとえば、学生は存在しない講座に登録することはできません。

CREATE TABLE または ALTER TABLE ステートメントを使用して、名前付きデータベースのテーブルにキーを定義することができます。次のセクションでは、キーの作成と変更方法について説明します。また、参照制約の例も用意されています。

データベースに参照制約を定義した後は、更新を行うアプリケーションは参照規則に従わないと失敗します。たとえば、アプリケーションが対応する親行を親テーブルに挿入する前に従属テーブルに行を挿入しようとすると、これは失敗します。詳細については、「[参照整合性規則](#)」を参照してください。



メモ ファイルに参照制約が定義されている場合、これはバウンド データ ファイルです。ユーザーがこのファイルに `Btrieve` を使用してアクセスしようとすると、アクセスできますが、RI 制約の範囲内のアクションを実行するのに限られます。バウンド データ ファイルについての詳細は、「[データベース権限の理解](#)」を参照してください。

参照整合性規則

データベース テーブルに参照制約を定義した場合、従属テーブルの行の挿入と更新、および親テーブルの行の更新と削除に一定の規則が適用されます。Pervasive PSQL は、次のように制限規則とカスケード規則をサポートします。

- 従属テーブルへの挿入 — 各外部キー定義の親テーブルは、挿入する外部キーに対応する主キー値を持つ必要があります。親テーブルが対応する値を持たない場合、その挿入処理は失敗します。
- 従属テーブルの更新 — 各外部キー定義の親テーブルは、外部キーに対応する主キー値（外部キーの新しい値）を持つ必要があります。親テーブルが対応する値を持たない場合、その更新処理は失敗します。
- 親テーブルでの更新 — これは許可されません。主キー値を更新することはできません。このような処理を実行するには、更新したい行を削除し、その後新しいキー値を持つ同一行を挿入します。
- 親テーブルでの削除 — この処理についてカスケード規則または制限規則のいずれかを指定することができます。カスケードとは、従属テーブルが、削除される主キー値に一致する外部キー値を持つ場合、その一致する値を持つ行がすべて従属テーブルから削除されることを意味します。

制限規則とは、従属テーブルが、削除される主キー値と一致する外部キーを持つ場合、親テーブルの削除処理が失敗することを意味します。カスケード処理は再帰的です。従属テーブルが、カスケード外部キーの親テーブルで主キーを持つ場合、処理はその一連のデータで繰り返されます。

挿入規則

挿入規則は**制限規則**です。挿入される行の外部キーは、それぞれ親テーブルの主キー値と等価である必要があります。親テーブルは、挿入しようとする行の外部キーの親行を持っている必要があります、そうでない場合は挿入は失敗します。Pervasive SQL は、トランザクショナル データベース エンジンが、従属テーブルに自動的に挿入規則を適用するようにします。

更新規則

更新規則は**制限規則**でもあります。外部キー値は、親テーブルの対応する主キー値に更新される必要があります。親テーブルが外部キー値に対応する親行を持たない場合、更新は失敗します。

テーブルに外部キーを定義する際に明示的に更新規則として制限規則を指定することもできますが、指定しなかった場合、Pervasive SQL はトランザクショナル データベース エンジンに対しデフォルトでこの規則を順守させます。

削除規則

外部キーを定義する際に、削除規則として制限またはカスケードを明示的に指定することができます。明示的に削除規則を指定しなかった場合、Pervasive PSQL は削除規則として制限をデフォルトと見なします。

- 削除規則として制限を指定した場合、Pervasive PSQL は トランザクショナル データベース エンジンに、親テーブルから削除しようとする行のそれぞれについて、その行が別のテーブルの外部キーの親行であるかどうかを調べさせます。親行である場合、Pervasive PSQL はステータス コードを返し、その行を削除しません。その親行を削除する前に、まず参照テーブルの対応する行をすべて削除する必要があります。
- 削除規則としてカスケードを指定した場合、Pervasive PSQL は トランザクショナル データベース エンジンに、親テーブルから削除しようとする行のそれぞれについて、その行が別のテーブルの外部キーの親行であるかどうかを調べさせます。次に、トランザクショナル データベース エンジンはそのテーブルの子孫についてそれぞれ削除規則をチェックします。子孫のいずれかの削除規則が制限である場合、削除は失敗します。すべての子孫の削除規則がカスケードである場合、Pervasive PSQL は元の親テーブルへの参照パス上のすべての従属行を削除します。

次のガイドラインは、外部キーの削除規則を決定します。

- 2 つ以上のテーブルのサイクルでは、テーブルそれ自体に対して連鎖削除できません。したがって、サイクル内の少なくとも 2 つの従属テーブルはカスケード削除規則であってはけません。
- 1 つのテーブルから別のテーブルへのすべてのパスで最後の削除規則は同じである必要があります。
- 外部キーの削除規則がカスケードの場合、外部キーを含むテーブルは、削除トリガーが定義されていないはけません。
- 外部キーを持つテーブルに削除トリガーが定義されている場合、削除規則は制限規則である必要があります。

Pervasive PSQL はこれらのガイドラインを参照制約の定義されているデータベース上で強制します。これらのガイドラインに違反する削除規則を宣言しようとする、Pervasive PSQL はエラーの発生を示すステータス コードを返します。

Pervasive PSQL は、テーブルから従属行を削除する際、発生し得る例外を回避するために削除規則のガイドラインを強制します。これらのガイドラインがなければ発生する例外を次に示します。

連鎖削除サイクルの例外

2 つ以上のテーブルのサイクルでは、テーブルそれ自体に対して連鎖削除できません。したがって、サイクル内の少なくとも 2 つの従属テーブルは制限削除規則である必要があります。

次のステートメントを実行するとします。

```
DELETE FROM Faculty
```

Faculty と Department テーブルの関係により、Faculty からの行の削除は、まず Faculty から、次に Department から行を削除します。Department の名前の制限規則により、ここでカスケード削除は停止します。

Pervasive PSQL が Faculty テーブルから行を削除する順によって、結果に矛盾が生じることがあります。ID が 181831941 の行を削除しようとする、その削除処理は失敗します。Department の Name 列の制限規則により、Pervasive PSQL は、主キーの値が Mathematics と等しい Department テーブルの最初の行を削除することができません。これは、Faculty の 2 番目の行がこの行の主キーを参照し続けるためです。

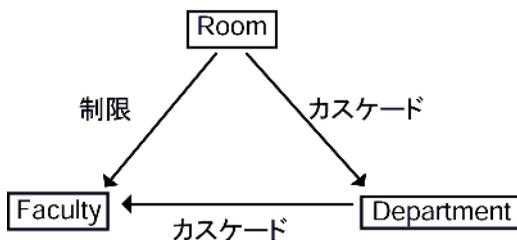
そうではなく、Pervasive PSQL が、主キーが 179321805 と 310082269 に等しい Faculty の行を最初に削除した場合、Faculty と Department のすべての行が削除されます。

この例の DELETE ステートメントの結果には一貫性があるので、行は削除されません。

複数のパスにおける例外

複数の連鎖削除パスからの削除規則は同一である必要があります。図 2 はこのガイドラインを使用しないと発生する可能性のある 1 つの例外を示しています。図中の矢印は従属テーブルを指しています。

図 2 複数のパスの例外



Faculty は Room に対し、異なる削除規則を持つ複数の連鎖削除パスで連鎖削除になっています。次のステートメントを実行するとします。

```
DELETE FROM Room
WHERE Building_Name = 'Bhargava Building'
AND Number = 302;
```

操作が成功するかどうかは、Pervasive PSQL が Faculty と Department の削除規則を確実にするため、これらにアクセスする順序に依存します。

- 最初に Faculty にアクセスする場合、Room と Faculty の関係が制限規則であるため、削除処理は失敗します。
- 最初に Department にアクセスする場合、Department と Faculty で順次処理され、削除処理は成功します。

問題を回避するため、Pervasive PSQL は、Faculty へ導く両方のパスに対する削除規則が同一であることを保証します。

サンプル データベースの参照整合性

このセクションでは、サンプル データベースのテーブルと参照制約定義を説明します。

Course テーブルを作成する

次のステートメントは **Course** テーブルを作成します。

```
CREATE TABLE Course
  (Name CHAR(7) CASE,
   Description CHAR(50) CASE,
   Credit_Hours USMALLINT,
   Dept_Name CHAR(20))
```

Course テーブルに主キーを追加する

次のステートメントは、**Course** テーブルに主キー (**Name**) を追加します。

```
ALTER TABLE Course
  ADD PRIMARY KEY (Name);
```

参照制約を使用して Student テーブルを作成する

次のステートメントは **Student** テーブルを作成し、参照制約を定義します。

```
CREATE TABLE Student
  (ID UBIGINT,
   PRIMARY KEY (ID),
   Cumulative_GPA NUMERICSTS(5,3),
   Tuition_ID INTEGER,
   Transfer_Credits NUMERICSA(4,0),
   Major CHAR(20) CASE,
   Minor CHAR(20) CASE,
   Scholarship_Amount DECIMAL(10,2),
   Cumulative_Hours INTEGER)

CREATE UNIQUE INDEX Tuition_ID ON Student(ID)

ALTER TABLE Student ADD CONSTRAINT
  S_Tuition
  FOREIGN KEY (Tuition_ID)
  REFERENCES Tuition
  ON DELETE RESTRICT
```

データベース セキュリティの管理

Pervasive SQL のセキュリティ オプションを使用すると、特定のユーザーに対し、データ列の操作を制限することができます。これらの制限は、ユーザーがテーブルの特定の列しか見えないようにすることから、すべての列を見ることができるが更新できないようにすることまで、さまざまな範囲で行うことができます。Pervasive SQL は、データベース許可について、オペレーティング システムのファイルおよびディレクトリ権限を想定しません。デフォルトで、Pervasive SQL を使用してデータベースにアクセスするすべてのユーザーは、データに読み書きする完全なアクセス権を持ちます。このアクセスを制限し、Pervasive SQL を使用してデータベースを不当な更新またはアクセスから保護するために、データベース セキュリティを有効にし、定義する必要があります。

Pervasive SQL のセキュリティ ステートメントにより、データベースへのアクセスを制限する次の動作を行うことができます。

- データベースのセキュリティを有効にする。
- ユーザーおよびユーザー グループを識別し、パスワードを割り当てる。
- ユーザーおよびユーザー グループに権限を付与する。
- ユーザーおよびユーザー グループの権限を取り消す。
- データベースのセキュリティを無効にする。
- データベースに定義されたセキュリティに関する情報を取得する。

データベース権限の理解

表 47 は、ユーザーおよびユーザー グループに付与することができる権限を示しています。

表 47 データベース権

アクセス権	説明
Login	ユーザーがデータベースにログインすることを許可します。ユーザーとパスワードを作成するときにこのアクセス権を割り当てます。ただし、Login 権はユーザーがデータにアクセスすることは許可しません。ユーザーがデータにアクセスできるようにするには、ほかのアクセス権を割り当てる必要があります。ユーザー グループに Login 権を割り当てることはできません。
Create Table	ユーザーが新規テーブル定義を作成できるようにします。ユーザーはテーブル作成時に自動的にテーブルへのフル アクセス権を持ちますが、Master ユーザーは後でテーブルの読み取り、書き込み、変更のアクセス権を取り消すことができます。Create Table 権はグローバル権とも呼ばれます。このアクセス権がデータ辞書全体にも適用されるからです。
Select	ユーザーがテーブルの情報を照会することを許可します。Select 権は特定の列にもテーブル全体にも与えることができます。

表 47 データベース権

アクセス権	説明
Update	ユーザーに指定した列またはテーブルの情報を更新するアクセス権を与えます。Update 権は特定の列にもテーブル全体にも与えることができます。
Insert	ユーザーがテーブルに新しい行を追加できるようにします。Insert 権はテーブルレベルでのみ付与することができます。
Delete	ユーザーがテーブルから情報を削除できるようにします。Delete 権はテーブル レベルでのみ付与することができます。
Alter	ユーザーがテーブル定義を変更できるようにします。Alter 権はテーブルレベルでのみ付与することができます。
References	ユーザーがテーブルを参照する外部キー参照を作成できるようにします。References 権は、参照制約を定義するのに必要です。
All	Select、Update、Insert、Delete、Alter および References 権を含みます。

あるタイプのアクセス権を、データベース全体または特定のデータベース要素に割り当てることができます。たとえば、Update 権をユーザーまたはユーザー グループに割り当てた場合、これを一定のテーブルまたはテーブル内の列に制限することができます。それに反して、Create Table 権をユーザーまたはユーザー グループに割り当てた場合、そのユーザーまたはユーザー グループはデータベース全体に Create Table 権を持ちます。単一のテーブルまたは列に対して Create Table 権を適用することはできません。

Create Table と Login 権はデータベース全体に適用される一方、そのほかのアクセス権はすべてテーブルに適用されます。さらに、Select および Update 権をテーブル内の個々の列に適用することができます。

データベース セキュリティの確立

次の 8 つの手順はデータベースのセキュリティを確立する一般的な方法を表します。

- 1 セキュリティを確立するデータベースにログインします。
データベースへのログインの詳細については、『Pervasive PSQL User's Guide』を参照してください。
- 2 マスター ユーザーを作成し、SET SECURITY ステートメントを使用してマスター パスワードを指定し、データベースのセキュリティを有効にします。

マスターとしてセキュリティを有効にすると、マスター ユーザーの名前は *Master* (大文字小文字を区別) となり、セキュリティを有効にしたときに指定したパスワードがマスター パスワード (大文字小文字を区別) となります。詳細については、「[セキュリティの有効化](#)」を参照してください。

- 3 任意: PUBLIC グループに最低限のアクセス権のセットを定義します。すべてのユーザーは自動的に PUBLIC グループに所属します。詳細については、「[PUBLIC グループにアクセス権を付与する](#)」を参照してください。
- 4 任意: CREATE GROUP ステートメントを使用してユーザー グループを作成します。
システムで必要な数のグループを作成することができます。ただし、1 人のユーザーは PUBLIC 以外は 1 つのグループにしか所属できません。詳細については、「[ユーザー グループの作成](#)」を参照してください。
- 5 任意: GRANT CREATETAB および GRANT (アクセス権) ステートメントを使用して、各ユーザー グループへのアクセス権を付与します。詳細については、「[ユーザー グループへのアクセス権の付与](#)」を参照してください。
- 6 GRANT LOGIN ステートメントを使用してユーザー名とパスワードを指定し、ユーザーに Login 権を付与します。選択により、各ユーザーをユーザー グループに割り当てることもできます。詳細については、「[ユーザーの作成](#)」を参照してください。
- 7 GRANT CREATETAB と GRANT (アクセス権) ステートメントを使用して、ユーザー グループのメンバーでない作成済みユーザーにアクセス権を与えます。詳細については、「[ユーザーへのアクセス権の付与](#)」を参照してください。
- 8 任意: 不当な Btrieve アクセスからファイルを保護するために、データベースをバウンド データベースにします。バウンド データベースの詳細については、「[データベース権限の理解](#)」を参照してください。

セキュリティの有効化

セキュリティを有効にするには SET SECURITY ステートメントを使用できます。それに応え、Pervasive PSQL はマスター ユーザーを作成します。マスター ユーザーはデータベースに対し完全な読み書きのアクセス権を持ちます。SET SECURITY ステートメントで指定したパスワードはデータベースのマスター パスワードになります。

次の例はデータベースのセキュリティを有効にし、マスター ユーザーのパスワードに Secure を指定します。

```
SET SECURITY = Secure;
```

パスワードでは大文字小文字が区別されます。

セキュリティを有効にすると、Pervasive PSQL は X\$User と X\$Rights というシステム テーブルを作成します。セキュリティを有効にすると、マスター ユーザーを除くすべてのユーザーは、明示的にほかのユーザーを作成してログイン権を与えない限り、データベースにアクセスできません。

ユーザー グループとユーザーの作成

セキュリティを有効にした後、データベースは 1 人のユーザー (Master) と 1 つのユーザー グループ (PUBLIC) を持ちます。ほかのユーザーにデータベースへのアクセスを提供するには、マスター ユーザーとしてデータベースにログインし、名前とパスワードを使用してユーザーを作成します。またユーザーをユーザー グループに組織することもできます。

Pervasive PSQL はユーザー名の太文字小文字を区別します。したがって、マスター ユーザーとしてログインする場合、ユーザー名を Master と指定する必要があります。

ユーザー グループの作成

セキュリティ管理を単純化するために、ユーザーをユーザー グループに組織することができます。システムで必要な数のユーザー グループを作成することができます。ただし、1 人のユーザーは、PUBLIC に加えて 1 つのグループにしか所属できません。ユーザーは、いったん追加されたグループに所属すると、グループのアクセス権を継承します。そのユーザーに個別のアクセス権を与えることはできません。グループ内のユーザーのアクセス権は、グループ全体に定義されたアクセス権と異なるものにはできません。ユーザーに固有のアクセス権を与えるには、そのユーザーのためだけの特別なグループを作成します。

ユーザー グループを作成するには、CREATE GROUP ステートメントを使用します。

```
CREATE GROUP Accounting;
```

一度に複数のユーザー グループを作成することもできます。

```
CREATE GROUP Accounting, Registrar, Payroll;
```

ユーザー グループ名は大文字と小文字を区別し、30 文字以内で、データベースに対して一意である必要があります。ユーザー グループ名を付ける規則の詳細については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

ユーザーの作成

データベースにユーザーを作成するとき、Pervasive PSQL は、対応するユーザー名とパスワードをデータベースのセキュリティ テーブルに記録します。ユーザーを作成するには GRANT LOGIN TO ステートメントを使用します。次の例は、ユーザー Cathy を作成し、パスワードとして Passwd を割り当てます。

```
GRANT LOGIN TO Cathy:Passwd;
```



メモ Pervasive PSQL はパスワードを暗号化形式で格納します。したがって、X\$User テーブルに照会してユーザーのパスワードを表示することはできません。

ユーザー作成時にユーザーをユーザー グループに割り当てることもできます。たとえば、ユーザー Cathy を Accounting グループに割り当てるには次のステートメントを使用します。

```
GRANT LOGIN TO Cathy :Passwd
  IN GROUP Accounting;
```

ユーザー名とパスワードは大文字と小文字を区別します。ユーザー名とパスワードに対して許容される長さや文字については、『Advanced Operations Guide』の「識別子の種類別の制限」を参照してください。

アクセス権の付与

このセクションでは、ユーザー グループと個々のユーザーにアクセス権を与える方法を説明します。

PUBLIC グループにアクセス権を付与する

すべてのユーザーは自動的に PUBLIC グループに所属します。PUBLIC グループは特別なユーザー グループで、特定のデータベースのすべてのユーザーの最低限のアクセス権のセットを定義するのに使用します。PUBLIC グループに割り当てられたユーザーより少ないアクセス権を持つユーザーはいません。PUBLIC グループからユーザーを削除することはできません。PUBLIC グループに与えられているアクセス権をユーザーから取り消すことはできません。

デフォルトで、PUBLIC グループにはアクセス権が何もありません。PUBLIC グループのアクセス権を変更するには、GRANT (アクセス権) ステートメントを使用します。たとえば、次のステートメントはサンプルデータベースのすべてのユーザーに、データベース内の Department、Course、Class テーブルを照会することを許可します。

```
GRANT SELECT ON Department, Course, Class TO PUBLIC;
```

PUBLIC グループにアクセス権を与えたら、別のグループを作成してより高いレベルのアクセス権を定義することができます。ユーザーをグループに所属させないことによって、個々のユーザーに、ほかのユーザーまたはユーザー グループとは異なるアクセス権を追加することもできます。

ユーザー グループへのアクセス権の付与

ユーザー グループにアクセス権を割り当て、そのグループにユーザー名とパスワードを追加することができます。こうすると、各ユーザーのアクセス権を個々に割り当てる手間を省くことができます。また、グループにセキュリティ権を割り当てた場合、セキュリティ管理はより簡単になります。グループ全体に1度に新しいアクセス権を与えたり既存のアクセス権を取り消したりすることにより、多数のユーザーのアクセス権を変更することができます。

ユーザー グループにアクセス権を与えるには、GRANT (アクセス権) ステートメントを使用します。たとえば、次のステートメントは、Accounting グループのすべてのユーザーが、サンプル データベースの Billing テーブルの定義を変更することを許可します。

```
GRANT ALTER ON Billing TO Accounting;
```



メモ Alter 権を与えることは、Select、Update、Insert、Delete 権を暗黙的に与えることを忘れないでください。

ユーザーへのアクセス権の付与

ユーザーを作成すると、そのユーザーはデータベースにログインできます。ただし、そのユーザーは、アクセス権を持つユーザー グループに所属させるか、そのユーザーにアクセス権を与えるかのいずれかをしなければ、データにアクセスすることはできません。

ユーザーにアクセス権を与えるには、GRANT (アクセス権) ステートメントを使用します。次の例は、ユーザー John に、サンプル データベースの Billing テーブルに行を挿入することを許可します。

```
GRANT INSERT ON Billing  
TO John;
```



メモ Insert 権を与えることは、Select、Update、Delete 権を暗黙的に与えることとなります。

ユーザーとユーザーグループの削除

ユーザーを削除するには、REVOKE LOGIN ステートメントを使用します。

```
REVOKE LOGIN FROM Bill;
```

このステートメントは、データ辞書からユーザー Bill を削除します。ユーザーを削除すると、データベースのセキュリティを無効にしない限り、そのユーザーはデータベースにアクセスできません。

次の例のように、複数のユーザーを一度に削除することもできます。

```
REVOKE LOGIN FROM Bill, Cathy, Susan;
```

ユーザー グループを削除するには、次の手順に従います。

- 1 次の例のように、グループからすべてのユーザーを削除します。

```
REVOKE LOGIN FROM Cathy, John, Susan;
```

- 2 グループを削除するには、DROP GROUP ステートメントを使用します。次の例ではグループ Accounting が削除されます。

```
DROP GROUP Accounting;
```

アクセス権の取り消し

ユーザーのアクセス権を取り消すには、REVOKE ステートメントを使用します。次の例は、サンプルデータベースの Billing テーブルから、ユーザー Ron の Select 権を取り消します。

```
REVOKE SELECT
  ON Billing
  FROM Ron;
```

セキュリティの無効化

データベースのセキュリティを無効にするには、次の手順を行います。

- 1 マスター ユーザーとしてデータベースにログインします。
- 2 次のように NULL キーワードを指定し、SET SECURITY ステートメントを発行します。

```
SET SECURITY = NULL;
```

データベースのセキュリティを無効にすると、Pervasive PSQL はデータベースからシステム テーブルの X\$User と X\$Rights を削除し、関連する DDF ファイルも削除します。



メモ USER.DDF と RIGHTS.DDF データ辞書ファイルを単純に削除するだけではセキュリティを無効にすることはできません。これらを削除してデータベースにアクセスを試みると、Pervasive PSQL はエラーを返してデータベースへのアクセスを拒否します。

データベース セキュリティに関する情報の取得

データベース セキュリティを設定すると、Pervasive PSQL はシステム テーブル X\$User と X\$Rights を作成します。システム テーブルはデータベースの一部であるため、適切なアクセス権があれば、それらにクエリを実行できます。

各システム テーブルの内容をすべて参照する場合は、『SQL Engine Reference』の「[システム テーブル](#)」を参照してください。

並行制御

トランザクショナル データベース エンジンとその自動修復機能は、データベースの物理的な整合性を制御します。Pervasive PSQL は、トランザクショナル データベース エンジンのトランザクションとレコード ロック機能を使用して、論理的なデータの整合性を提供します。Pervasive PSQL はトランザクショナル データベース エンジンと共に、以下のタイプの並行制御を提供します。

- トランザクションの分離レベル
- 明示的ロック
- パッシブ コントロール

トランザクション処理

トランザクション処理は、単一のテーブル内であっても複数のテーブルにまたがっていても、論理的に関連する一連のデータベース変更を識別できるようにし、これを1つの単位として完了させるように要求します。トランザクション処理には2つの重要な概念があります。

- 作業の論理的な単位、つまりトランザクションは、データベースの整合性を確実にするために1つの操作として扱う必要のある別個の操作のセットです。トランザクション中にミスを犯したり、問題があった場合、**ROLLBACK WORK** ステートメントを発行して既に行った変更を元に戻すことができます。

たとえば、教務係は学生の口座と支払われた金額の記入を1度の操作で行い、それから2番目の操作で残額を更新します。これらの操作をグループ化することにより、学生の会計は正確になります。

- ロック単位は、トランザクションが完了するまでほかのタスクがブロックされるデータの総数です（タスクは Pervasive PSQL のセッションです）。ロックにより変更しようとしているデータがほかのタスクによって変更されるのを防ぎます。ほかのタスクもデータを変更した場合、Pervasive PSQL は一貫性のある以前の状態にロールバックすることができません。したがって、トランザクション内では所定のロック単位に一度に1つのタスクしかアクセスできません。ただし、同一タスクに属する複数のカーソルはロック単位に同時にアクセスできます。

START TRANSACTION ステートメントがトランザクションを開始します。トランザクション中に完了したいすべてのステートメントを発行したら、**COMMIT WORK** ステートメントを発行してトランザクションを終了します。**COMMIT WORK** ステートメントはすべての変更を保存し、これを恒久的なものにします。



メモ `START TRANSACTION` および `COMMIT WORK` は、ストアードプロシージャでのみ使用できます。これら 2 つの SQL ステートメントの詳細については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

操作の 1 つでエラーが発生した場合、トランザクションをロールバックし、エラーを修正した後、再試行することができます。たとえば、いくつかのテーブルに関連する更新を行う必要があるけれども、更新の 1 つが失敗した場合、既に行った更新をロールバックすることができるので、データは矛盾しません。

2 つのタスクがログインセッションを共有していて、セッションを開いたタスクが、もう 1 つのタスクがトランザクションを完了する前にログアウトした場合にも Pervasive SQL は自動的にロールバック操作を行います。

トランザクションの開始と終了

トランザクションを開始するには、ストアードプロシージャ内で `START TRANSACTION` ステートメントを発行します。トランザクション中に完了したいすべてのステートメントを発行したら、`COMMIT WORK` ステートメントを発行して変更をすべて保存し、トランザクションを終了します。

```
START TRANSACTION;
UPDATE Billing B
    SET Amount_Owed = Amount_Owed - Amount_Paid
    WHERE Student_ID IN
        (SELECT DISTINCT E.Student_ID
         FROM Enrolls E, Billing B
         WHERE E.Student_ID = B.Student_ID);
COMMIT WORK;
```

`START TRANSACTION` ステートメントの詳細については『SQL Engine Reference』を参照してください。

ネストされたトランザクションへのセーブポイントの使用

SQL トランザクションでは、**セーブポイント**と呼ばれるマーカーを定義することができます。セーブポイントを使用すると、トランザクション内のセーブポイント以降の変更を元に戻して最後のコミットを要求する前までの変更を継続して追加したり、トランザクション全体を中止することができます。

トランザクションを開始するには、`START TRANSACTION` ステートメントを使用します。`ROLLBACK` または `COMMIT WORK` ステートメントを発行するまでトランザクションはアクティブです。

セーブポイントを設定するには、`SAVEPOINT` ステートメントを使用します。

```
SAVEPOINT SP1;
```

セーブポイントにロールバックするには、**ROLLBACK TO SAVEPOINT** ステートメントを使用します。

```
ROLLBACK TO SAVEPOINT SP1;
```

セーブポイント名は、現在の **SQL** トランザクション内の現在アクティブなセーブポイントを指定する必要があります。このセーブポイントを設定した後の変更はキャンセルされます。

セーブポイントを削除するには、**RELEASE SAVEPOINT** ステートメントを使用します。

```
RELEASE SAVEPOINT SP1;
```

このステートメントは **SQL** トランザクションがアクティブな場合のみ使用できます。

COMMIT WORK ステートメントを発行した場合、現在の **SQL** トランザクションによって定義されたセーブポイントはすべて破棄され、トランザクションがコミットされます。



メモ **ROLLBACK TO SAVEPOINT** と **ROLLBACK WORK** を混同しないでください。前者は指定したセーブポイントまでの操作をキャンセルし、一方後者は最も外側のトランザクションとそこにあるセーブポイントをすべてキャンセルします。

セーブポイントはトランザクションをネストする方法を提供します。これによりアプリケーションは、一連のステートメントが正常に完了するのを待つ間、トランザクション内の前の操作を保存することができます。たとえば、この目的で **WHILE** ループを使用することができます。最初の試行で失敗する可能性のある一連のステートメントの開始前にセーブポイントを設定することができます。トランザクションが進行する前に、このサブトランザクションが正常に完了する必要があります。失敗した場合、サブトランザクションはセーブポイントにロールバックし、そこから再試行できます。サブトランザクションが成功した場合、トランザクションの残りの部分が続行されます。

SAVEPOINT ステートメントを発行するときは **SQL** トランザクションがアクティブである必要があります。



メモ **MicroKernel** は各トランザクションが内部的にネストするレベルを合計 255 まで許可します。ただし、**Pervasive PSQL** は **INSERT**、**UPDATE**、**DELETE** ステートメントでアトミシティを保証するために内部的にこれらのレベルをいくつか使用します。したがって、1 つのセッションでは事実上 253 を越えるセーブポイントを一度にアクティブにすることはできません。トランザクション中に **INSERT**、**UPDATE**、

DELETE ステートメントが含まれていると、トリガーによってこの制限はさらに厳しくなります。この制限に達した場合は、セーブポイントの数か、トランザクションに含まれるアトミック ステートメントの数を減らします。

セーブポイント内でロールバックされた操作は、外側のトランザクション (1 つまたは複数) が正常に完了してもコミットされません。ただし、セーブポイント内で完了した操作は、最も外側のトランザクションによって、物理的にデータベースにコミットされる前にコミットされます。

たとえば、サンプルデータベースで、学生をいくつかのクラスに登録するトランザクションを開始するとします。最初の 2 つのクラスで学生を正常に登録したとしても、3 番目のクラスで失敗する可能性があります。これは、クラスが定員を満たしていたり、学生が登録している別のクラスと衝突するためです。学生をこのクラスに登録するのに失敗したとしても、前の 2 つのクラスへの登録をやり直したいとは考えないでしょう。

次のストアード プロシージャは、まず最初にセーブポイント SP1 を設定し、次に Enrolls テーブルにレコードを追加して学生をクラスに登録します。それからクラスへの現在の登録を決定し、クラスの最大定員と比較します。比較に失敗した場合、SP1 にロールバックします。成功した場合はセーブポイント SP1 を解放します。

```
CREATE PROCEDURE Enroll_student( IN :student ubigint, IN
:classnum integer);
BEGIN
  DECLARE :CurrentEnrollment INTEGER;
  DECLARE :MaxEnrollment INTEGER;
  SAVEPOINT SP1;
  INSERT INTO Enrolls VALUES (:student, :classnum, 0.0);
  SELECT COUNT(*) INTO :CurrentEnrollment FROM Enrolls
  WHERE class_id = :classnum;
  SELECT Max_size INTO :MaxEnrollment FROM Class
  WHERE ID = :classnum;
  IF :CurrentEnrollment >= :MaxEnrollment
  THEN
    ROLLBACK to SAVEPOINT SP1;
  ELSE
    RELEASE SAVEPOINT SP1;
  END IF;
END;
```



メモ SQL レベルで操作する場合、トランザクションはインターフェイスによって異なる方法で制御されます。ODBC では、トランザクションは *SQLSetConnectOption* API の *SQL_AUTOCOMMIT* オプションを使用することにより、関連する *SQLTransact* API も使用して制御されます。

これらのステートメントの構文についての詳細は、『SQL Engine Reference』の各ステートメントの項を参照してください。

特に考慮すべき点

トランザクションは、次の操作には影響しません。

- 辞書定義の作成または変更を行うオペレーション。したがって、ALTER TABLE、CREATE GROUP、CREATE INDEX、CREATE PROCEDURE、CREATE TABLE、CREATE TRIGGER、および CREATE VIEW の各ステートメントの結果はロールバックできません。
- 辞書定義を削除するオペレーション。したがって、DROP DICTIONARY、DROP GROUP、DROP INDEX、DROP PROCEDURE、DROP TABLE、DROP TRIGGER および DROP VIEW の各ステートメントの結果はロールバックできません。
- セキュリティ権の割り当てまたは削除を行うオペレーション。したがって、CREATE GROUP、DROP GROUP、GRANT (アクセス権)、GRANT CREATETAB、GRANT LOGIN、REVOKE (アクセス権)、REVOKE CREATETAB および REVOKE LOGIN の各ステートメントの結果はロールバックできません。

トランザクション内でこれらの操作のいずれかを試行し Pervasive PSQL がステートメントを完了した場合、結果をロールバックすることはできません。

トランザクション中に、既にあるテーブルを参照している場合、トランザクション中にそのテーブルを変更または削除することはできません。つまり、辞書定義を変更することはできません。たとえば、トランザクションを開始し、Student テーブルにレコードを挿入し、Student テーブルを変更しようとする、ALTER ステートメントは失敗します。このトランザクションから操作をコミットし、それからテーブルを変更する必要があります。

分離レベル

同様にトランザクション中にあるほかのユーザーからトランザクションが分離する範囲を定義することにより、分離レベルはトランザクションロック単位の適用範囲を決定します。分離レベルを使用すると、Pervasive PSQL は、指定した分離レベルに応じて自動的にページまたはテーブルをロック

します。これらの自動ロックは、Pervasive PSQL が内部的に制御するものですが、**暗黙ロック**または**トランザクション ロック**と呼びます。アプリケーションが明示的に指定したロックは**明示的ロック**と呼びます。以前はレコード ロックと呼んでいました。詳細については、「**明示的ロック**」を参照してください。

Pervasive PSQL はトランザクションのために 2 つの分離レベルを提供します。

- 排他（アクセスするデータ ファイル全体をロックします）。ODBC の分離レベル `SQL_TXN_SERIALIZABLE` に相当します。
- カーソル安定性（アクセスする行またはページをロックします）。ODBC の分離レベル `SQL_TXN_READ_COMMITTED` に相当します。

分離レベルは、ODBC API の `SQLSetConnectOption` を使用して設定します。

排他的分離レベル（SQL_TXN_SERIALIZABLE）

排他的分離レベルを使用する場合、ロック単位はデータ ファイル全体です。排他トランザクション内で 1 つまたは複数のファイルにアクセスすると、ファイルは、トランザクション内のほかのユーザーが行う同様のアクセスからロックされます。このタイプのロックは、同時に同一テーブルにアクセスを試みるアプリケーションが非常に少ない場合や、トランザクションが行われている間にファイルの大部分がロックされるような場合に最も有効です。

Pervasive PSQL は、トランザクションが終了するとファイルのロックを解除します。排他トランザクション中にテーブルにアクセスする場合、次の状態になります。

- トランザクションが終了するまで、ほかのトランザクション中のタスクは、そのテーブルに対する行の読み込み、更新、削除、挿入を行えません。
- ほかのトランザクション中でないタスクは、そのテーブルの行を読むことができますが、更新、削除、挿入はできません。
- 同一タスク内の複数のカーソルはテーブル内のどの行も読むことができます。ただし、特定のカーソルで更新、削除、挿入操作を実行すると、Pervasive PSQL はそのカーソルのためにデータ ファイル全体をロックします。

排他的分離レベルを使用して結合ビューを介してテーブルにアクセスする場合、Pervasive PSQL はビュー内でアクセスされたすべてのファイルをロックします。

カーソル安定性分離レベル (SQL_TXN_READ_COMMITTED)

トランザクショナル データベース エンジンはデータ ファイルを一連のデータ ページとインデックス ページとして保持します。カーソル安定性分離レベルを使用する場合、ロック単位はデータ ファイルではなく、データ ページまたはインデックス ページです。カーソル安定性トランザクション内でレコードを読み込むと、Pervasive PSQL はこれらのレコードが含まれるデータ ページをロックし更新可能にします。しかし、複数のトランザクション中のタスクによってテーブルが並行アクセスされることは許可しません。これらのレコード ロックは、ほかのレコードのセットを読み込む場合にのみ解放されます。Pervasive PSQL はレベル カーソル安定性をサポートします。これによりアプリケーションが同時に複数のレコードをフェッチできるためです。

さらに、データ ページまたはインデックス ページに対する変更は、次の読み込み操作を発行したとしても、トランザクションの継続中これらのレコードをロックします。操作をコミットまたはロールバックするまで、トランザクション中のほかのユーザーはこれらのロックされたレコードにアクセスすることはできません。ただし、ほかのアプリケーションは、それぞれのトランザクション内から、同一ファイルの別のページをロックすることはできます。

カーソル安定性トランザクション中にファイルにアクセスする場合、Pervasive PSQL はデータ ページおよびインデックス ページを次のようにロックします。

- 行を読むことはできますが、更新したり削除したりすることはできません。Pervasive PSQL は、次の行読み込み操作が行われるか、トランザクションを終了するまで、その行のあるデータ ページをロックします。
- 行内のインデックスでない列の更新、インデックスを含まない行のテーブルからの削除、インデックスを含まない新しい行のテーブルへの挿入を行うことができます。Pervasive PSQL は、それに続く読み込み操作にかかわらず、残りのトランザクションの間中、その行のあるデータ ページをロックします。
- 行内のインデックス列の更新、インデックスを含む行のテーブルからの削除、インデックスを含む新しい行のテーブルへの挿入を行うことができます。Pervasive PSQL は、それに続く読み込み操作にかかわらず、残りのトランザクションの間中、影響を受けるインデックス ページをデータ ページと同様ロックします。

カーソル安定性は、ほかのユーザーが同一データ ファイルのほかのデータ ページにアクセスすることを許可しながら、読み込んだデータを確実に安定した状態に保つことができます。カーソル安定性分離レベルでは、一度に読み込める行の数を制限することにより、一度にロックされるデータ ページ数が少なくなり、一般的にすべてのタスクでより優れた並行性を実現できます。これにより、ロックするページが少ないため、ほかのネットワーク ユーザーは、データ ファイルのより多くのページにアクセスできます。

ただし、アプリケーションが多数の行をスキャンまたは更新する場合、影響するテーブルからほかのユーザーを完全にロックする可能性が高くなります。したがって、小さなトランザクションで読み込み、書き込み、コミットを行う場合にカーソル安定性を使用するのが最も良い方法です。

カーソル安定性はサブクエリ内のレコードをロックしません。カーソル安定性は、行が返された状態が変更されないことを保証するのではなく、実際に返された行が変更されないことを保証します。

トランザクションと分離レベル

トランザクション内でデータにアクセスする場合はいつでも、**Pervasive PSQL** はアクセスされたページまたはファイルをそのアプリケーションのためにロックします。ほかのアプリケーションは、ロックが解除されるまで、ロックされたページまたはファイルに書き込むことはできません。

カーソル安定性分離レベルを使用すると、結合ビューでテーブルにアクセスする場合、**Pervasive PSQL** はビュー内のすべてのテーブルのアクセスされたページをロックします。カーソル安定性分離レベルを使用すると、結合ビューでテーブルにアクセスする場合、**Pervasive PSQL** はビュー内のすべてのテーブルのアクセスされたページをロックします。

Pervasive PSQL はノーウェイト トランザクションを実行します。別のタスクがロックしているレコードに、トランザクション内からアクセスした場合、**Pervasive PSQL** はページまたはテーブルがロックされているか、デッドロックが検出されたことを知らせます。いずれの場合にも、トランザクションをロールバックし、再試行してください。**Pervasive PSQL** では、同一のアプリケーション内から同一のデータ ファイルにアクセスする複数のカーソルを使用できます。

次の手順は、2つのアプリケーションがトランザクション内から同一テーブルにアクセスする場合にどのように相互作用するかを示しています。手順には番号が付けられていて、発生した順を示します。

タスク 1	タスク 2
1. ビューをアクティブにします。	
	2. ビューをアクティブにします。
3. トランザクションを開始します。	
	4. トランザクションを開始します。
5. レコードをフェッチします。	
	6. 同一データ ファイルからレコードのフェッチを試行します。

タスク 1	タスク 2
	7. 両方のタスクがカーソル安定性を使用していて、タスク 2 が、既にタスク 1 がロックしているのと同じレコードをフェッチしようとする、ステータスコード 84 (レコードまたはページがロックされている) を受け取ります。どちらか一方のタスクが排他トランザクションを使用している場合は、ステータスコード 85 (ファイルがロックされている) を受け取ります。
	8. 必要に応じフェッチを再試行します。
9. レコードを更新します。	
10. トランザクションを終了します。	
	11. フェッチに成功します。
	12. レコードを更新します。
	13. トランザクションを終了します。

トランザクションは、ほかのアプリケーションの更新に対し、一時的にレコード、ページ、またはテーブルをロックするため、アプリケーションはトランザクション中にオペレーター入力のための中断を行ってはいけません。これは、オペレーターが応答するかトランザクションが終了されるまで、トランザクションからアクセスされているレコード、ページまたはテーブルを、ほかのどのアプリケーションも更新できないためです。



メモ カーソル安定性トランザクション内でのレコードの読み込みは、それに続く更新処理が競合なしに成功することを保証するものではありません。これは、Pervasive PSQL が更新を完了するのに必要とするインデックス ページを、ほかのアプリケーションが既にロックしていることがあるためです。

デッドロックの回避

デッドロック状態は、2つのアプリケーションが、一方が既にロックしたテーブル、データ ページ、インデックス ページ、またはレコードに対し操作を再試行する場合に発生します。デッドロックの発生を最小限に抑えるには、アプリケーションでトランザクションのコミットを頻繁に行います。アプリケーションから操作の再試行を行わないでください。Pervasive PSQL はエラーを返す前に妥当な回数の再試行を行います。

排他的分離レベル下のデッドロック状態

排他的分離レベルを使用する場合、Pervasive PSQL は、データファイル全体をほかのアプリケーションの更新からロックします。したがって、アプリケーションが同じ順序でデータファイルにアクセスしない場合、次の表のようにデッドロックが起こる可能性があります。

タスク 1	タスク 2
1. トランザクションを開始します。	
	2. トランザクションを開始します。
3. ファイル 1 からフェッチします。	
	4. ファイル 2 からフェッチします。
5. ファイル 2 からフェッチします。	
6. ロックのステータス コードを受け取ります。	
7. 手順 5 を再試行します。	
	8. ファイル 1 からフェッチします。
	9. ロックのステータス コードを受け取ります。
	10. 手順 8 を再試行します。

カーソル安定性分離レベル下のデッドロック状態

カーソル安定性分離レベルを使用する場合、アプリケーションがアクセスしているファイルのレコードまたはページ（アプリケーションがロックしていないレコードまたはページ）を、ほかのアプリケーションが読み込み、更新することができます。

明示的ロック

トランザクション外で並行制御を行いたい場合は、Pervasive PSQL ODBC ドライバー拡張を使用して *SQLSetStmtOption* に明示的ロックを使用することができます。

これらのロックは、タスクがそのロックの設定を行う必要があるため、明示的ロックと呼びます。明示的ロックでは、トランザクションのように操作をロールバックすることはできません。

排他的ロックの実行を可能にする ODBC ドライバー拡張について、次の表に示します。

fOption	vParam	説明
1153	<p>0 (デフォルト) を指定するとテーブル ロックをオフにします。</p> <p>1 を指定するとテーブルロックをオンに切り替えます。</p>	<p>Pervasive ODBC エンジン インターフェイスの拡張：vParam が 1 に設定されている場合、hStmt でインデックスの選択、更新、挿入、削除、または作成ステートメントが実行されるとき、hStmt により使用されるすべてのテーブルは排他的にロックされます。</p> <p>このテーブルのロックは、SQL_DROP オプションを伴う SQLFreeStmt 呼び出しによって hStmt が削除されるか、vParam に 0 を設定して hStmt が再度実行されるまで解除されません。ロックされたテーブルは、ロックを行っている hStmt だけが使用できます。ほかの hStmt からは使用できません。</p>

この ODBC ドライバー拡張の詳細については、『SQL Engine Reference』を参照してください。

パッシブ コントロール

アプリケーションが単一レコードのフェッチを行い、論理的に関連しない一連の更新処理を行う場合、Pervasive PSQL の並行制御であるパッシブ メソッドを使用することができます。この方法を使用すると、トランザクションやレコード ロックを行わずに、レコードをフェッチ、更新、または削除することができます。これらの操作は楽観的更新および削除と呼ばれます。

タスクがトランザクションも明示的レコード ロックも使用しないで更新および削除操作を行う場合、デフォルトで、そのタスクはほかのタスクの変更を上書きできません。このデータの整合性を確実にするこの機能は、パッシブ コントロールで、楽観的並行制御と呼ばれることもあります。パッシブ コントロールでは、タスクはどのような種類のロックも行いません。既にフェッチしてあるレコードを別のタスクが変更した場合、更新または削除オペレーションを実行する前に、そのレコードを再度フェッチする必要があります。

パッシブ コントロールの下では、レコードをフェッチしてから更新または削除操作をする間に別のアプリケーションがそのレコードを更新または削除した場合、競合のステータス コードが返されます。これは、最初にデータをフェッチしてから、別のアプリケーションがそのデータに変更を加えたことを示します。競合のステータス コードを受け取った場合、更新または削除操作を実行する前にもう一度そのレコードをフェッチする必要があります。

パッシブ コントロールを使用すると、シングル ユーザー システムで設計されたアプリケーションを、ロック呼び出しを実装することなくネット

データの管理

ワーク上で実行することができます。ただし、パッシブ コントロールは、負荷の軽いネットワーク環境で使用されるか、データがほとんど変化しないような場合にのみ有効です。負荷の高いネットワーク環境や変化の激しいデータの場合、パッシブ コントロールは有効ではありません。

Pervasive PSQL データベースのアトミシティ

アトミシティの原則は、所定のステートメントの実行が完了しなかった場合、データベースに部分的またはあいまいな影響を残してはいけなく、ということです。たとえば、あるステートメントが5レコードの内3レコードを挿入したあとに失敗して、その3レコードを元に戻さなかった場合、操作を再試行するときにデータベースの一貫性は失われています。ステートメントがアトミックで実行の完了に失敗した場合、すべての変更はロールバックされ、データベースの一貫性は保たれます。この例では、5レコードの挿入で1つでも失敗した場合は、1つのレコードも挿入されてはいけません。

アトミシティの規則は、複数のレコードまたはテーブルを変更するステートメントで特に重要です。また、アトミシティの規則は、失敗した操作の再試行をより簡単にします。前の試行による部分的な影響も残っていないことが保証されるからです。

Pervasive PSQL は2つの方法でアトミシティを実施します。

- 1 UPDATE、INSERT、DELETE ステートメントはアトミックと定義されています。Pervasive PSQL は複数のレコードまたは複数のテーブルの変更操作が失敗した場合、変更の影響がデータベースにまったく残らないことを保証します。

プロシージャの内部または外部のいずれで実行されたかにかかわらず、Update、Insert、Delete 操作でアトミシティは保証されます。

- 2 スタアド プロシージャを作成する際、ATOMIC として指定することができます。このようなプロシージャは、その実行全体にアトミシティの規則を適用します。したがって、ATOMIC プロシージャ内の UPDATE、INSERT、DELETE ステートメントがアトミックに実行されるだけでなく、そのプロシージャ内のほかのどのステートメントが失敗した場合でも、そのプロシージャの実行による影響はロールバックされます。

プロシージャ内のトランザクション制御

トリガーは常に外部のデータ変更ステートメント (INSERT、DELETE、または UPDATE) によって開始され、すべてのデータ変更ステートメントはアトミックであるため、次のステートメントは、トリガー内またはトリガーによって起動されるプロシージャ内では使用できません。

- START TRANSACTION
- COMMIT WORK
- ROLLBACK WORK (RELEASE SAVEPOINT および ROLLBACK TO SAVEPOINT を含む)

言い換えると、トリガーは ATOMIC 複合ステートメントと同じ規則に従います。

ユーザーが起動した COMMIT WORK、ROLLBACK WORK、RELEASE SAVEPOINT、ROLLBACK TO SAVEPOINT ステートメントは、(アトミシティの目的で) システムが開始したトランザクションを終了させることはありません。

国際的なソート規則を使用したコーレルシヨンのサンプル

A

この付録では、Btrieve に用意されている ISR テーブルを使用した言語固有のサンプル コーレルシヨンを示します。

この付録では、以下の言語でサンプル コーレルシヨンを示します。

- 「ドイツ語のサンプル コーレルシヨン」
- 「スペイン語のサンプル コーレルシヨン」
- 「フランス語のサンプル コーレルシヨン」

ドイツ語のサンプル コレクション

ここでは、ドイツ語の文字セットを使用する未ソートの文字列とソート済みの文字列のサンプルを示します。

- 「未ソートのデータ」
- 「ソート済みのデータ」

未ソートのデータ

Datei	abzüglich	Abriß	Äffin
Ähre	Rubin	aufwärmen	Jacke
ächten	Bafög	Behörde	berüchtigt
bescheißen	zugereiste	Beschluß	Blitzgerät
Bürger	Abgänger	Dämlich	darüber
daß	Aufwasch	absägen	Defekt
dösen	drängeln	drüber	dürr
Efeu	Effekt	einfädeln	einschlägig
dunkel	englisch	Ente	einsetzen
Engländer	entführen	Bergführer	Haselnuß
Füllen	für	Zöllner	fußen
hätte	gefährden	gefangen	Gegenüber
gesinnt	Härte	Haß	Fußgänger
häßlich	hatte	Gewäschshaus	Kahl
Höhe	Jaguar	jäh	Jähzorn
Jux	Käfer	Kaff	Käfig
Kreisförmig	Kreißaal	Lüftchen	Jahr
luxuriös	Pflügen	pfütze	einhüllen
Reißbrett	Reißer	Prügel	Zögern
Abgang	Raub	Regreß	Zobel
Säge	Führer	Führung	regulär
schnüffler	Rübe	Zoll	Rübli
säen	Rätsel	Salz	Schnörkel
Abschluß	strategisch	Gespann	dünkel
Gewähr	Zone	entblößen	Zugegen
Däne	Straßenkreuzung	Zügel	

ソート済みのデータ

Abgang	drängeln	Gewähr	regulär
Abgänger	drüber	Härte	Reißbrett
Abriß	dunkel	Haselnuß	Reißer
absägen	Dünnkel	Haß	Rübe
Abschluß	dürr	häßlich	Rubin
abzüglich	Efeu	hatte	Rübli
ächten	Effekt	hätte	säen
Äffin	einfädeln	Höhe	Säge
Ähre	einhüllen	Jacke	Salz
aufwärmen	einschlägig	Jaguar	Schnörkel
Aufwasch	einsetzen	jäh	schnüffler
Bafög	Engländer	Jahr	Straßenkreuzung
Behörde	englisch	Jähzorn	strategisch
Bergführer	entblößen	Jux	Zobel
berüchtigt	Ente	Käfer	Zögern
bescheißen	entführen	Kaff	Zoll
Beschluß	Führer	Käfig	Zöllner
Blitzgerät	Führung	Kahl	Zone
Bürger	Füllen	Kreisförmig	zugegen
Dämlich	für	Kreißaal	Zügel
Däne	fußen	Lüftchen	Zugereiste
darüber	Fußgänger	luxuriös	
daß	gefährden	pflügen	
Datei	gefangen	Pfütze	
Defekt	Gegenüber	Prügel	
dösen	gesinnt	Rätsel	

スペイン語のサンプル コレクション

ここでは、スペイン語の文字セットを使用するソート済みの文字列と未ソートの文字列のサンプルを示します。

- 「未ソートのデータ」
- 「ソート済みのデータ」

未ソートのデータ

acción	añal	añoso	baja
abdomen	bético	betún	Borgoña
búsqueda	acá	zarigüeya	cañada
abdicación	cañamo	caos	cartón
cigüeña	clarión	cónsul	cúpola
chaqué	chófer	descortés	desparej
desparapajo	desteñir	educación	elaboración
émbolo	epítome	hórreo	época
estúpido	Eucaristía	flúido	horrendo
barbárico	garañón	garguero	gruñido
hélice	heróina	gárgara	garanon
herionómano	fréir	helio	horrible
iglú	ígneo	intentar	interés
ínterin	acompañanta	interior	jícara
jinete	judicial	lactar ⁷	lácteo
lúpulo	lustar	llana	llegada
llorar	judío	máquina	maraña
living	maravilla	lívido	marqués
llama	manómetro	marquesina	fábula
mí	miasma	obstáculo	obstante
opiata	ordeñar	ordinal	pabellón
pábilo	penumbera	peña	peor
perímetro	período	rábano	réplica
república	señorita	rabia	xilófono
periódico	sórdido	peón	tea
xilografía	tiña	tío	típico
zoo	ópera	tipo	tirón

té	sordina	repleto	según
segunda	tísico	manoseado	titán
señoría	títtere	bebé	

ソート済みのデータ

abdicación	caos	época	hórreo
abdomen	cartón	estúpido	horrible
acá	cigüeña	Eucaristía	iglú
acción	clarión	fábula	ígneo
acompañanta	cónsul	flúido	intentar
añal	cúpola	fréir	interés
añoso	chaqué	garanon	ínterin
baja	chófer	garañón	interior
barbárico	descortés	gárgara	jícara
bebé	desparej	garguero	jinete
bético	desparapajo	gruñido	judicial
betún	desteñir	hélice	judío
Borgoña	educación	helio	lactar'
búsqueda	elaboración	heróina	lácteo
cañada	émbolo	herionómano	lívido
cañamo	epítome	horrendo	living
lúpulo	pábilo	tío	llegada
lustar	penumbera	típico	llorar
llama	peña	típo	manómetro
llana	peón	tirón	manoseado
máquina	rábano	xilografía	
maraña	rabia	zarigüeya	
maravilla	repleto	zoo	
marqués	réplica		
marquesina	república		
mí	según		
miasma	segunda		
obstáculo	señoría		
obstante	señorita		
ópera	sórdido		

インターナショナル ソート規則を使用したコレクションのサンプル

opiata	sordina
ordeñar	té
ordinal	tea
pabellón	tiña
peor	tísico
perímetro	titán
periódico	títere
período	xilófono

フランス語のサンプル コレクション

ここでは、フランス語の文字セットを使用するソート済みの文字列と未ソートの文字列のサンプルを示します。

- 「未ソートのデータ」
- 「ソート済みのデータ」

未ソートのデータ

ou	lésé	péché	999
OÙ	haïe	coop	caennais
lèse	dù	côlon	bohème
gêné	lamé	pêche	LÈS
cæsium	resumé	Bohémien	pêcher
les	CÔTÉ	résumé	Ålborg
cañon	du	Haie	pécher
cote	colon	l'âme	resume
élève	Canon	lame	Bohême
0000	relève	gène	casanier
élevé	COTÉ	relevé	Grossist
Copenhagen	côte	McArthur	Aalborg
Größe	cølibat	PÉCHÉ	COOP
gêne	révélé	révèle	Noël
île	aïeul	nôtre	notre
août	@@@@@@	CÔTE	COTE
côté	coté	aide	air
modelé	MODÈLE	maçon	MÂCON
pèche	pêché	pechère	péchère

ソート済みのデータ

@@@@@@	coop	Haie	OÙ
0000	COOP	haïe	pèche
999	Copenhagen	île	pêche
Aalborg	cote	lame	péché
aide	COTE	l'âme	PÉCHÉ
aïeul	côte	lamé	pêché
air	CÔTE	les	pêcher
Ålborg	coté	LÈS	pêcher
août	COTÉ	lèse	pechère
bohème	côté	lésé	péchère
Bohême	CÔTÉ	MÂCON	relève
Bohémien	du	maçon	relevé
caennais	dû	McArthur	resume
cæsium	élève	MODÈLE	resumé
Canon	élevé	modelé	résumé
cañon	gène	Noël	révèle
Casanier	gêne	NOËL	révélé
cølibat	géné	notre	
colon	Größe	nôtre	
côlon	Grossist	ou	

サンプルデータベース テーブル と参照整合性

B

この付録では、以下の項目について説明します。

- 「[Demodata サンプル データベースの概要](#)」
- 「[Demodata サンプル データベースの構造](#)」
- 「[Demodata サンプル データベースの参照整合性](#)」
- 「[Demodata サンプル データベースのテーブル設計](#)」

Demodata サンプル データベースの概要

Pervasive の DEMODATA サンプル データベースは Pervasive PSQL 製品の一部として提供されており、データベースの概念と技法を図解するためにマニュアルで頻繁に使用されます。Pervasive Software の製品に関しては既によく理解されていると思いますが、この付録の情報をもう一度見直して、新しいサンプル データベースに慣れてください。

大学関連の環境で仕事をしていなくても、これらのサンプル データベースの例をテンプレートおよび参考として利用すれば、独自の情報システム的设计と開発を容易に行えます。ここに示す例は実際の生活の場面を反映しているので、この例に示すサンプル クエリなど機能を利用することができます。

Demodata サンプル データベースの構造

データベースの物理構造は、リレーショナル データベースの要素であるテーブル、列、行、キー、インデックスで構成されています。

このデータベースに含まれる 10 個のテーブル間にはさまざまな関係があります。このデータベースには、学生、教職員、授業、登録などに関するデータが含まれています。

前提条件

以下に、データベースを構築したときのいくつかの前提条件を示します。

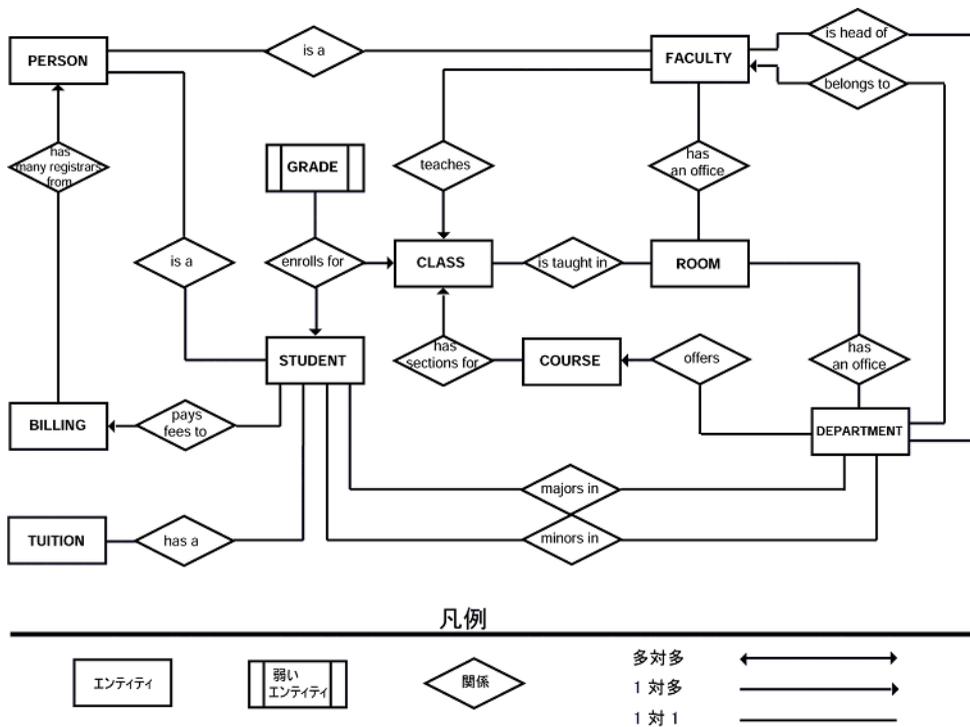
- データベースの適用範囲は 1 学期です。
- 学生は、同じコースを何回も受講できません。たとえば、学生は Algebra I の Sections 1 と 2 に受講登録できません。
- 教職員は学生でもかまいませんが、同じ授業での講義と受講登録は行えません。
- どのコースも 1 つの学部だけから提供されます。
- 学生が評価を受けるには、学生を授業に受講登録し、その授業を教える教職員を任命しなければなりません。
- 教職員が所属する学部は 1 つですが、複数の学部で講義を行うことができます。
- すべての学生は、アメリカの社会保険番号基準に基づいた学生 ID を持っています。
- すべての教職員は、アメリカの社会保険番号基準に基づいた教職員 ID を持っています。
- その他すべての職員は、アメリカの社会保険番号基準に基づいた個人 ID を持っています。
- 教室は、同じビル内で固有です。
- 2 つの授業を同じ教室で同時に教えることはできません。
- 教職員は、与えられた時間に 1 つの授業しか教えることができません。
- 授業に受講登録するための前提条件は必要ありません。
- 学部は専攻を意味します。
- 1 つの授業は、学期を通じて 1 人の教職員しか担当できません。
- 電話番号または郵便番号と州には相関関係がありません。
- 教務係は、教職員または学生であってははいけません。
- ある人がデータベースに入力されると、すべての質問に答えなければならない調査か、あるいは、質問にまったく答える必要がない調査を行うことができます。

- コースの履修単位時間は、必ずしも、授業が行われる時間数と同じではありません。
- 電子メールアドレスは、一意のアドレスである必要はありません。

エンティティの関係

エンティティは、データベース内の主要なコンポーネントを記述するオブジェクトです。データベースを設計する場合、エンティティとそれらの相互関係を定義してから先に進むことが大切です。University データベースでは、CLASSES、STUDENTS、FACULTY、GRADES などがエンティティです。エンティティとそれらの相互関係については、図 3 で概説していません。

図 3 エンティティの関係



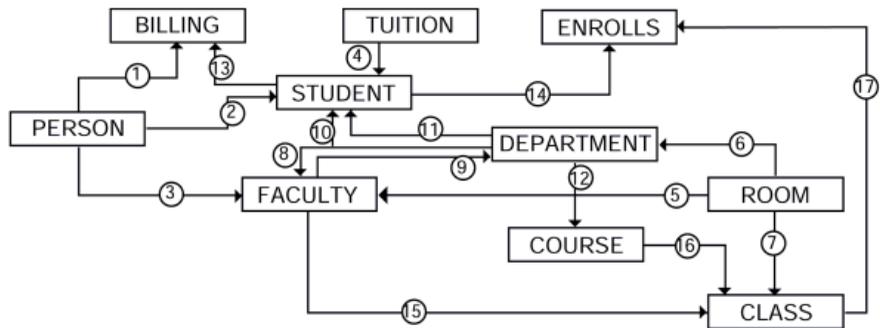
GRADES は弱いエンティティです。このエンティティは授業を受ける学生に依存しているため、その存在は他のエンティティの有効性に依存しています。STUDENT テーブルと FACULTY テーブルが共通の情報を作成するのは、学生が教職員になったり、教職員が学生になる場合があるからです。共通の情報は、PERSON テーブルにあります。

Demodata サンプル データベースの参照整合性

ここでは、サンプルデータベースの参照整合性 (RI) 設計について説明します。

図 4 は、University データベース内の様々なテーブル間に存在する参照制約を示したものです。ボックスはテーブルを表します。一方向の方向矢印は、親テーブルから参照用テーブルまでの参照制約を意味します。たとえば、制約番号 16 では、親テーブル Course で主キーを参照する Class テーブルに外部キーが存在します。

図 4 サンプル データベースの RI 構造



メモ 図 4 は、依存関係グラフの役割も果たします。このグラフは、物理設計を行うときにどのテーブルを先に作成しなければならないかを示します。

RIに参加するテーブル、列、キーは、以下のように定義されます。

表 48 RIに関連するテーブルと列

制約	参照用テーブル	外部キー	参照されるテーブル	主キー
1	BILLING	Registrar_ID	PERSON	ID
2	STUDENT	ID	PERSON	ID
3	FACULTY	ID	PERSON	ID
4	STUDENT	Tuition_ID	TUITION	ID
5	FACULTY	Building_Name、 Room_Number	ROOM	Building_Name、 Number

表 48 RI に関連するテーブルと列

制約	参照用テーブル	外部キー	参照されるテーブル	主キー
6	DEPARTMENT	Building_Name、 Room_Number	ROOM	Building_Name、 Number
7	CLASS	Building_Name、 Room_Number	ROOM	Building_Name、 Number
8	FACULTY	Dept_Name	DEPARTMENT	Name
9	DEPARTMENT	Head_Of_Dept	FACULTY	ID
10	STUDENT	Major	DEPARTMENT	Name
11	STUDENT	Minor	DEPARTMENT	Name
12	COURSE	Dept_Name	DEPARTMENT	Name
13	BILLING	Student_ID	STUDENT	ID
14	ENROLLS	Student_ID	STUDENT	ID
15	CLASS	Faculty_ID	FACULTY	ID
16	CLASS	Course_Name	COURSE	Name
17	ENROLLS	Class_ID	CLASS	ID

Demodata サンプル データベースのテーブル設計

以下に、サンプル データベースのテーブルへの手引きを示します。以下の情報は、各テーブルに収録されています。

- テーブル内の列
- 各列のデータ型
- 列のサイズまたは長さ (バイト数)
- キー (列がキーでない場合は空白)
- インデックス (列にインデックスがない場合は空白)
- 「BILLING テーブル」
- 「CLASS テーブル」
- 「COURSE テーブル」
- 「DEPT テーブル」
- 「ENROLLS テーブル」
- 「FACULTY テーブル」
- 「PERSON テーブル」
- 「ROOM テーブル」
- 「STUDENT テーブル」
- 「TUITION テーブル」

BILLING テーブル

列	データ型	サイズ	キー
Student_ID	UBIGINT	8	主キー、外部キー
Transaction_Number	USMALLINT	2	主キー
Log	TIMESTAMP	8	
Amount_Owed	DECIMAL	7.2	
Amount_Paid	DECIMAL	7.2	
Registrar_ID	UBIGINT	8	外部キー
Comments	LONGVARCHAR	65500	

CLASS テーブル

列	データ型	サイズ	キー
ID	IDENTITY	4	主キー
Name	CHARACTER	7	外部キー
Section	CHARACTER	3	
Max_Size	USMALLINT	2	
Start_Date	DATE	4	
Start_Time	TIME	4	
Finish_Time	TIME	4	
Building_Name	CHARACTER	25	外部キー
Room_Number	UIINTEGER	4	外部キー
Faculty_ID	UBIGINT	8	外部キー

COURSE テーブル

列	データ型	サイズ	キー
Name	CHARACTER	7	主キー
Description	CHARACTER	50	
Credit_Hours	USMALLINT	2	
Dept_Name	CHARACTER	20	外部キー

DEPT テーブル

列	データ型	サイズ	キー
Name	CHARACTER	20	主キー
Phone_Number	DECIMAL	10.0	
Building_Name	CHARACTER	25	外部キー

列	データ型	サイズ	キー
Room_Number	UINTEGER	4	外部キー
Head_of_Dept	UBIGINT	8	外部キー

ENROLLS テーブル

列	データ型	サイズ	キー
Student_ID	UBIGINT	8	主キー、外部キー
Class_ID	INTEGER	4	主キー、外部キー
Grade	REAL	4	

FACULTY テーブル

列	データ型	サイズ	キー
ID	UBIGINT	8	主キー、外部キー
Dept_Name	CHARACTER	20	外部キー
Designation	CHARACTER	10	
Salary	CURRENCY	8	
Building_Name	CHARACTER	25	外部キー
Room_Number	UINTEGER	4	外部キー
Rsch_Grant_Money	FLOAT	8	

PERSON テーブル

列	データ型	サイズ	キー
ID	UBIGINT	8	主キー
First_Name	VARCHAR	15	
Last_Name	VARCHAR	25	
Perm_Street	VARCHAR	30	

サンプル データベース テーブルと参照整合性

列	データ型	サイズ	キー
Perm_City	VARCHAR	30	
Perm_State	VARCHAR	2	
Perm_Zip	VARCHAR	10	
Perm_Country	VARCHAR	20	
Street	VARCHAR	30	
City	VARCHAR	30	
State	VARCHAR	2	
Zip	VARCHAR	10	
Phone	DECIMAL	10.0	
Emergency_Phone	CHARACTER	20	
Unlisted	BIT	1	
Date_Of_Birth	DATE	4	
Email_Address	VARCHAR	30	
Sex	BIT	1	
Citizenship	VARCHAR	20	
Survey	BIT	1	
Smoker	BIT	1	
Married	BIT	1	
Children	BIT	1	
Disability	BIT	1	
Scholarship	BIT	1	
Comments	LONGVARCHAR	65500	

ROOM テーブル

列	データ型	サイズ	キー
Building_Name	CHARACTER	25	主キー
Number	UINTEGER	4	主キー
Capacity	USMALLINT	2	
Type	CHARACTER	20	

STUDENT テーブル

列	データ型	サイズ	キー
ID	UBIGINT	8	主キー、外部キー
Cumulative_GPA	DECIMAL	5.3	
Tuition_ID	INTEGER	4	外部キー
Transfer_Credits	DECIMAL	4.0	
Major	CHARACTER	20	外部キー
Minor	CHARACTER	20	外部キー
Scholarship_Money	DECIMAL	19.2	
Cumulative_Hours	SMALLINT	2	

TUITION テーブル

列	データ型	サイズ	キー
ID	INTEGER	4	主キー
Degree	VARCHAR	4	
Residency	BIT	1	
Cost_Per_Credit	REAL	4	
Comments	LONGVARCHAR	65500	

索引

数字

1 対 1 の関係	260
1 対多関係	260

A

ACS 「オルタネート コーレーティング シーケンス」を参照

ActiveX インターフェイス

概要	6
配布可能なファイル	137
ファイルの登録	137

ActiveX インターフェイスの登録..... 137

ADD FOREIGN KEY 句..... 323

ADD PRIMARY KEY 句..... 321

ADD キーワード , ALTER TABLE ステートメント..... 277

All

アクセス権..... 332

ALTER TABLE ステートメント

ADD FOREIGN KEY 句..... 323

ADD PRIMARY KEY 句..... 321

ADD キーワード 277 |

DROP FOREIGN KEY 句..... 324

DROP PRIMARY KEY 句..... 322

DROP キーワード 271 |

参照制約を定義する 319 |

列の削除..... 271

ALT 定数..... 83

AND ブール演算子..... 298

API プログラミング

Get オペレーション 225 |

Step オペレーション 222 |

セグメント インデックスを使った作業 233

ファイルの作成 , 概要 208 |

レコードの更新..... 219

レコードの挿入..... 215

ATOMIC キーワード , 複合ステートメント 310

AVG 関数..... 301

B

BALANCED_KEYS 定数..... 85

BEGIN...END ステートメント 310 |

BETWEEN 演算子 298 |

BIN 定数 82 |

BLANK_TRUNC 定数..... 84

BLOB

Btrieve API..... 229

Btrieve API を使ったコード サンプル.. 229

Visual Basic と Btrieve API 229 |

サンプル構造体..... 232

レコード長..... 60

BTI_DOS_32B オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_DOS_32P オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_DOS_32R オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_DOS オペレーティング システム スイッチ 123

BTI_LINUX_64 オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_LINUX オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_WIN_32 オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_WIN_64 オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTYPES.H..... 122, 126

BTRAPIC 122, 126 |

BTRAPIH 122, 126 |

BTRCALLID 関数..... 166

BTRCALL 関数

PALN32.DLL..... 131

BTRCONST.H..... 122, 126

Btrieve API..... 229

BLOB の使用 229 |

BTI_DOS_32B オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_DOS_32P オペレーティング システム スイッチ..... 123

BTI_DOS_32R オペレーティング システム スイッチ..... 123

373

BTI_DOS オペレーティング システム スイッチ	123
BTI_LINUX_64 オペレーティング システム スイッチ	123
BTI_LINUX オペレーティング システム スイッチ	123
BTI_WIN_32 オペレーティング システム スイッチ	123
BTI_WIN_64 オペレーティング システム スイッチ	123
DOS	126
可変長レコードの使用	229
チャンクの使用	229
レコード挿入のサンプル コード	215
Btrieve API プログラミング	
概要	203
基本的なオペレーション	204
Btrieve インターフェイス 「トランザクショナル インターフェイス」を参照	
Btrieve オペレーション , シーケンス	140
BTRVID 関数	166, 167, 193
C	
C/C++	
Btrieve API のソース モジュール	122
Btrieve API を使った Get オペレーションの実行	228
Btrieve API を使った Step オペレーションの実行	224
Btrieve API を使ったファイルの作成 ..	211
Btrieve API を使ったレコードの更新 ..	221
セグメント化されたインデックスの処理 , Btrieve API	235
レコードの挿入 , Btrieve API	217
CALL (プロシージャ) ステートメント ..	307
COBOL	
Btrieve API のソース モジュール	124
COLLATE.CFG ファイル	49
COMMIT WORK ステートメント	339
COUNT 関数	290, 301
CREATE	
GROUP ステートメント	334
INDEX ステートメント	251
PROCEDURE ステートメント	307
TRIGGER ステートメント	313
VIEW ステートメント , SELECT 句 ..	283, 284

Create Index オペレーション	92
Create Table 権	331
CREATE TABLE ステートメント	
FOREIGN KEY 句	323
PRIMARY KEY 句	321
参照制約を定義する	319
使用するアクセス権を付与	331
Create オペレーション	
呼び出し	90
D	
DATA_COMP 定数	84
DEFAULT ステートメント	278
Delete	
アクセス権	332
DELETE ステートメント	
行の削除	269
呼び出し , トリガー	313
Delphi	
Btrieve API のソース モジュール	125
Btrieve API を使った Get オペレーションの実行	227
Btrieve API を使った Step オペレーションの実行	223
Btrieve API を使ったファイルの作成 ..	209
Btrieve API を使ったレコードの更新 ..	221
Btrieve API を使ったレコードの挿入 ..	217
Pervasive PSQL アプリケーションの開発卷 206	
Pervasive PSQL ソース モジュールの追加 ..	207
セグメント化されたインデックスの処理 , Btrieve API	235
DESC_KEY 定数	83
DISTINCT	
集計関数のキーワード	302
DOS	
Btrieve 用 API	126
DOS (Btrieve API)	126
DROP FOREIGN KEY 句	324
DROP INDEX ステートメント	270
DROP TABLE ステートメント	272
DUP_PTRS 定数	85
DUP 定数	82
Dynamic Data Exchange (DDE)	166

E

Extended オペレーション	72
Visual Basic と Btrieve API	229
最適化	154
パフォーマンス	160
頻繁な並行処理	162
リジェクト カウント	161
EXTTYPE_KEY 定数	82

F

FCR 「ファイル コントロール レコード」を参 照	
FREE_10 定数	85
FREE_20 定数	85
FREE_30 定数	85

G

Get オペレーション	225
C/C++ で Btrieve API を使用する	228
Delphi で Btrieve API を使用する	227
Visual Basic で Btrieve API を使用する	225
サンプル 構造体	229
レコードの取得	144
GRANT	
LOGIN ステートメント	335
アクセス権 ステートメント	335
GROUP BY 句, SELECT ステートメント	290, 302

H

HAVING 句, SELECT ステートメント	302
--------------------------------	-----

I

IF ステートメント	311
INCLUDE_SYSTEM_DATA 定数	85
Insert	
アクセス権	332
INSERT ステートメント	
VALUE 句	267
呼び出し, トリガー	313
IN 演算子	298
IS NOT NULL 演算子	299
IS NULL 演算子	299
ISR, 「インターナショナル ソート 規則」を参 照	

K

KEY_ONLY 定数	84
-------------------	----

L

Least-recently-used (LRU) アルゴリズム	71
LEAVE ステートメント	311
LEFT 関数	303
LIKE 演算子	299
Linux	
トランザクショナル インターフェイス用の リンク ライブラリ	136
LOOP ステートメント	311
LRU アルゴリズム, 「Least-recently-used アルゴ リズム」を参照	

M

MANUAL_KEY 定数	82
Master ユーザー	333
MAX 関数	301
MicroKernel の構成の問題	17, 22
MicroKernel のシャットダウン	201
MIN 関数	301
MOD 定数	82

N

NAMED_ACS 定数	83
No-Currency-Change オペレーション	152
NO_INCLUDE_SYSTEM_DATA 定数	85
NOCASE_KEY 定数	83
NOT BETWEEN 演算子	299
NOT IN 演算子	298
NOT LIKE 演算子	299
NUL 定数	82
NUMBERED_ACS 定数	83

O

ORDER BY 句, SELECT ステートメント	290
OR ブール演算子	298

P

Pascal	
Btrieve API ソース モジュール	128
PAT 「ページ アロケーション テーブル」を参 照	

Pervasive PSQL ActiveX インターフェイス, 「ActiveX インターフェイス」を参照	
Pervasive PSQL エンジンの配布規則	137
Pervasive PSQL ソース モジュール	
Delphi プロジェクトへの追加	207
Visual Basic プロジェクトへの追加	207
Pervasive イベント ログイング	67
PRE_ALLOC 定数	84
PRIMARY KEY 句	321
PUBLIC グループ	335

R

RELEASE SAVEPOINT ステートメント ...	341
REPEAT_DUPS_KEY 定数	82
Reset オペレーション	201
REVOKE	
LOGIN ステートメント	337
アクセス権ステートメント	337
RI, 「参照整合性」を参照	
RIGHT 関数	303
ROLLBACK	
TO SAVEPOINT 句	340
WORK ステートメント	339

S

SAVEPOINT ステートメント	340
SEG 定数	82
Select 権	331
SELECT ステートメント	
GROUP BY 句	290, 302
HAVING 句	302
ORDER BY 句	290
WHERE 句	292
ネストされたクエリ	295
リスト, 指定	288
SET	
SQL 変数ステートメント	309
SET SECURITY ステートメント	
NULL キーワード	337
データベース セキュリティ	332
SPECIFY_KEY_NUMS 定数	85
SQL 制御ステートメント	
IF ステートメント	311
LEAVE ステートメント	311
LOOP ステートメント	311
WHILE ステートメント	312

概要	310
複合ステートメント	310
SQL 変数ステートメント	
概要	309
プロシージャ所有の変数	309
割り当てる	309
START TRANSACTION ステートメント ..	339
Step オペレーション	222
C/C++ で Btrieve API を使用する	224
Delphi で Btrieve API を使用する	223
サンプル構造体	224
レコードの取得	142
Stop オペレーション	
MicroKernel のシャットダウン	201
SUM 関数	290, 301

T

Trace オペレーション 設定オプション	196
-----------------------------	-----

U

UDT 「ユーザー定義データ型」を参照	
Uniform Resource Indicator 「URI」を参照	
Update	
アクセス権	332
UPDATE ステートメント	
SET 句	284
WHERE 句	279, 284
概要	279
呼び出し, トリガー	313
UPPER.ALT ファイル	47
URI	52
特殊文字	54

V

VALUES 句, INSERT ステートメント	267
VAR_RECS 定数	84
VAT 「可変長部割り当てテーブル」を参照	
VATS_SUPPORT 定数	86
Visual Basic	
Btrieve API のソース モジュール	130
Btrieve API を使った Get オペレーションの 実行	225
Btrieve API を使ったファイルの作成 ..	208
Btrieve API を使ったレコードの更新 ..	220
Btrieve API を使ったレコードの挿入 ..	215

PALN32.DLL を取り込む, プロジェクト	131
Pervasive PSQL アプリケーションの開発	205
Pervasive PSQL ソース モジュールの追加..	207
セグメント化されたインデックスの処理, Btrieve API.....	233
チャンク, BLOB, Extended オペレーション および Btrieve API.....	229
バイト配置と Btrieve API.....	130

Pervasive PSQL エンジンの配布規則....	137
概要	137
必要なファイル	137
暗号化, データ	118
暗黙ロック	175, 344
ページ	182
複数ポジション ブロック	191
例	185
レコード	179

W

W3BTRV7.DLL	136
W3BTRV7.LIB	136
W64BTRV.DLL	136
W64BTRV.LIB	136
WHEN 句, トリガー	315
WHERE 句, SELECT ステートメント	292
WHILE ステートメント	312
Windows 用 インターフェイス DLL	136

あ

アーカイブ ログ	
ファイル バックアップ	66
空きスペース	
スレッシュホールド	85
リスト	74
アクセス権の取り消し	337
アクセス方法	
データベースの概要	1
アクセラレイティド ファイル オープン モード 64, 69, 149	
トランザクション一貫性保守, 欠如	69
圧縮	
ページ	90
圧縮, 「データ圧縮」を参照	
圧縮バッファ サイズ	112
アトミシティ	351
トランザクション処理	268
アプリケーション開発	
開発ツール	6
使用を始める	5
追加のリソース	13
データベース接続クイック リファレンス 9	
トランザクショナル インターフェイス用 15	
アプリケーションの配布	
ActiveX インターフェイス	137

い

イベント ロギング	67
インターナショナル ソート規則	48
インターフェイス ライブラリ	136
インデックス	
Create Index を使用する時期	92
外部インデックス ファイル	21
結合条件	292
降順のソート順序	253
最大数	252
削除	270
作成	251
昇順のソート順序	253
使用するファイルの作成, バランス	85
セグメント化	233, 251, 254
ソートの大文字小文字の区別	253
属性	253
重複可能性	254
重複キー値	21
トランザクショナル インターフェイス	
名前付き	244
バランス	74, 113
部分	254
ページ	24
変更可能性	254
ポジショニングの規則	21
インデックス バランス	113
インデックス バランス設定オプション 75, 114	

う

ウェイト ロック	61
----------------	----

え

英語の文字のソート	48
永続インデック	

「リンク重複キー」を参照	
エクスクルーシブ	
オープン モード	118
トランザクション	62
エクストラクタ, 定義	154
演算子	
BETWEEN	298
IN	298
IS NOT NULL	299
IS NULL	299
LIKE	299
NOT BETWEEN	299
NOT IN	298
NOT LIKE	299
関係条件	298
範囲条件	298
ブール AND	298
ブール OR	298
エンティティ	
弱いエンティティ	364

お

オーナー ネーム	
割り当て, Set Owner オペレーション ..	117
オーナー ネームのクリア	117
オープン モード	64, 69, 149
大文字と小文字の区別	
インデックスの列の値	253
キー	36
ストアド ビュー名	284
テーブル名	245
列名	250
オペレーション, シーケンス	140
オペレーション, マルチレコード	154
オペレーション バンドル制限設定オプション	
69, 150	
オペレーティング システム スイッチ	
Btrieve API	123
Btrieve DOS	127
親	
行	319
テーブル	319
オルタネート コレレーティング シーケンス	
ACS 番号	24
インターナショナル ソート規則	48
大文字と小文字の区別	36

ソート キー	46
ユーザー定義の ACS	46
オルタネート コレレーティング シーケンス,	
「ACS」を参照	

か

カーソル安定性分離レベル	345
開始	
トランザクション	340
外部インデックス ファイル	21
外部キー	
削除	324
作成	323
定義	320, 321, 322
拡張ファイルとエクステンション ファイル	29
カスケード削除	327
可変長部割り当てテーブル	114
使用するファイルの作成	86
可変長レコード	229
Btrieve API を使ったコード サンプル ..	229
サンプル構造体	232
使用するファイルの作成	84
挿入と更新	150
ブランク トランケーション	111
読み取り	145
可変長レコードの固定長部分	151
可変長部割り当てテーブル	
説明	60
可変ページ	24
カルテシアン結合	294
カレンシー	
物理	142
レコード内	147
論理	143
関係	
1 対 1	260
1 対多	260
多対多の関係	260
関係演算子	298
関数	
グループ集計の引数	301
集計	301
集計 AVG	301
集計 COUNT	301
集計 DISTINCT キーワード付き	302
集計 MAX	301

集計 MIN	301
集計 SUM	301
スカラー	303
スカラー LEFT	303
スカラー RIGHT	303
き	
キー	262, 321
外部キー	321, 322
外部一の削除	324
主キー	321
主キーの特性	321
主一の削除	322
主一の作成	321
主一の変更	322
仕様構造体	49
追加と削除	163
定義	154
トランザクショナル インターフェイスで使 用	20
名前付け	244
リンク重複と繰り返し重複	108
キーオンリー ファイル	29, 115
作成	84
キー仕様	
サンプル	87
キー セグメント	
最適化	156
定義	154
キー属性	32
ACS	46
大文字と小文字の区別	36
セグメント化	32
ソート順	35
重複可能性	35, 107
変更可能性	35
キー タイプ 「データ型」 を参照	
キー パス, 変更	145
キー バッファ	
セグメント キー	33
キー番号, 割り当て	85
キー フラグ	82
起動	
Pervasive SQL アプリケーション	207
起動時間制限設定オプション	69, 150
キャッシュ	71

LRU アルゴリズム	71
行	
親	319
更新	279
孤立	320
削除	269
従属	320
挿入	267
ソートとグループ化	290
行のグループ化	290
行の更新	279
く	
句, 制限	297
クエリ	
データ辞書の照会	246
クライアント	
処理, 複数	165
複数のサポート	165
クライアント ID パラメーター	193
繰り返し重複キー	
説明	108
利点, 使用時	108
グループ, 「ユーザー グループ」 を参照	
グループ集計関数	
説明	301
引数	301
け	
計算列	
結合	292
結合	291
アクセス権	294
インデックス	292
カルテシアン積	294
完全外部	294
計算列	292
左部	294
自己	294
指定	292
データ型	291
等価	293
ビューとテーブルの使用	293
不等号	293
権限	
All	332

Alter	332	最大ページサイズ	100
Insert	332	最適化	
references	332	データベース	107
select	331	マルチレコードのオペレーション	154
概要	331	最適なページサイズ	94
削除	332	削除	
データベースへのログイン	331	DICTIONARY ステートメント	273
テーブルの作成	331	PRIMARY KEY 句	322
取り消し	337	PROCEDURE ステートメント	308
付与, データベース	331	TRIGGER ステートメント	313
列またはテーブルの更新	332	インデックス	270
言語インターフェイス	119	キー	163
言語インターフェイス ソース モジュール		行	269
「ソース モジュール」を参照		ストアド プロシージャ	308
検証		セーブポイント	341
ディスクリプター	155	データベース	273
		テーブル	272
		トリガー	313
		ユーザーとユーザー グループ	337
		列	271
こ		削除規則	
降順のソート順序		説明	327
インデックス	253	例外, 外部キー	327
キー	35	作成	
更新		インデックス	251
規則	326	ストアド プロシージャ	307
構造		データ辞書	246
キー仕様	49	データベース	243
構造体		テーブル	248
Btrieve API を使ったファイルの作成 ...	212	ビュー	283
コード サンプル		ユーザー	335
Btrieve API を使ったレコードの挿入 ...	215	ユーザー グループ	334
Get オペレーション, Btrieve API	225	列	250
Step オペレーション, Btrieve API	223	サブクエリ	
セグメント化されたインデックスの処理,		制約	295
Btrieve API	233	説明	295
ファイルの作成, Btrieve API	208	関連	295
コネクタ, 定義	154	サポート, 複数の Btrieve クライアント ...	165
孤立行	320	参照	
コレーション	353	アクセス権	332
コレーションのサンプル, ISR の使用	353	サイクルパス	320
コレーティング シーケンス, 「オルタネート コ		定義	320
レーティング シーケンス」を参照		定義されているパス	320
		参照整合性	
さ		概要	319
サイクル		更新規則	326
連鎖削除	328		
サイクルパス			
定義	320		

削除規則	327	自己結合	294
自己参照テーブル	320	自己参照テーブル	320
挿入規則	326	システム データ	64
定義	319	使用するファイルの作成	85
例外と削除規則, 外部キー	327	システム テーブル	246
例外と複数の連鎖削除パス	328	システム トランザクション	
例外と連鎖削除サイクル	328	概要	68
参照制約		頻度	70
外部キーの削除	324	子孫	320
外部キーの作成	322	指定	
概要	319	トリガー	314
主キーの削除	322	トリガー順序	314
主キーの作成	321	列のデフォルト値	278
定義	325	列のリスト	288
例	330	シフト JIS 文字	58
サンプル構造体		シャドウ ページング	65
Get オペレーションの実行, Btrieve API	229	集計関数	301
Step オペレーションの実行, Btrieve API	224	「グループ集計関数」を参照	
チャンク, BLOB, 可変長レコード および		修飾された列名	244
Btrieve API	232	従属	
レコードの更新, Btrieve API	222	行	320
レコードの挿入, Btrieve API	218	従属テーブル	320
サンプル データベース		主キー	
Billing テーブル	367	削除	322
Class テーブル	368	作成	321
Course テーブル	368	定義	321
Dept テーブル	368	特性	321
Enrolls テーブル	369	変更	322
Faculty テーブル	369	受動的並行性	171
Person テーブル	369	取得オペレーション	
Room テーブル	371	データを SELECT ステートメントで	282
Student テーブル	371	条件, 定義	154
Tuition テーブル	371	条件演算子	298
エンティティ	364	条件付き実行, SQL ステートメント	311
エンティティの関係	364	昇順のソート順序	
概要	362	インデックス	253
構造	363	キー	35
参照整合性	365	真のヌル	37
テーブル設計	367		
サンプルデータベース			
参照整合性	330		
し			
シーケンス, Btrieve オペレーション	140	す	
式		スカラー関数	
スカラー関数内	303	概要	303
		ステータス コード	
		ステータス コード 62 の発生	155
		ストアド ステートメント 「ストアド プロシー	
		ジャ」を参照	

ストアド ビュー	283
ストアド プロシージャ	
概要	306
削除	308
作成	307
定義	307
トリガー	313
名前付け	244
呼び出し	307
ストアド プロシージャの定義	307
スペイン語の文字のソート	48
スペースを含むファイル/ディレクトリ名	30

せ

制限句	
演算子	297
説明	297
例	299
整合性	
更新	268, 339
セーブポイント	
概要	340
削除	341
作成	340
ロールバック	340
セキュリティ	117
PUBLIC グループ	335
アクセス権	331
概要	331
グループ, 名前付け	244
システム テーブル	338
設定	332
データベースのパスワード	333
パスワードの大文字小文字の区別	245
マスター ユーザー	333
無効化	337
有効化	333
ユーザー, 名前付け	244
ユーザー グループの作成	334
ユーザーの作成	335
セキュリティの無効化	337
セキュリティの有効化	333
セグメント	
インデックス	254
セグメント化されたインデックス	233
C/C++ と Btrieve API	235

Delphi と Btrieve API	235
Visual Basic と Btrieve API	233
セグメント キー	32, 154
キーバッファの設定	33
接続	
データベース接続クイック リファレンス	9
設定	
オーナー ネーム	117
セキュリティ	332
設定に関する問題	17, 22
セットアップの問題	17, 22
選択リスト	288

そ

関連サブクエリ	295
挿入	
規則	326
行	267
ソース モジュール	
BTRCONST と BTRAPI32	207
Btrieve API	120
Btrieve 用 DOS API	126
C/C++	122
COBOL	124
Delphi	125
Pascal	128
SQLAPI32	207
Visual Basic	130
概要	120
ソート順	
ACS によるキー	46
インデックス	253
行	290
降順, インデックス	35
昇順キーと降順キー	35
属性	
インデックス	253
キー	82
ファイル	84

た

第1 正規形	261
第2 正規形	261
第3 正規形	262
多対多の関係	260
ダブルバイト文字サポート	58

ち

チャンク	
Btrieve API.....	229
Btrieve API を使ったコード サンプル..	229
Visual Basic と Btrieve API	229
アクセス.....	147
サンプル構造体.....	232
デバッグ オペレーション.....	200
レコード内のカレンシー.....	147
重複可能性	
インデックス.....	254
キー.....	35
重複キー.....	107
重複不可キー	
更新.....	150
重複不可のインデックス.....	254

つ

追加	
キー.....	163

て

定義	
エクストラクタ.....	154
キー.....	154
キー セグメント.....	154
コネクタ.....	154
条件.....	154
ディスクリプター.....	154
フィルター.....	154
ディスク使用量.....	74
削減.....	202
データ圧縮.....	111
ブランク トランケーション.....	111
ページ サイズ.....	97
ページプリアロケーション.....	109
ディスクリプター, 定義.....	154
データ	
関数を使った取得.....	301
変更.....	275
データ圧縮	
使用.....	112
使用するファイルの作成.....	84
説明.....	75
データ暗号化.....	118

データオンリー ファイル.....	28
データ型.....	31
Btrieve データ バッファー.....	120
結合.....	291
列.....	250
データ辞書	
クエリ.....	246
削除.....	273
作成.....	246
内容.....	246
データの整合性.....	61
データのセキュリティ, 「セキュリティ」を参照	
データの変更.....	275
データ バッファー.....	60
データ ファイル	
インデックス セグメント, 最大数.....	253
作成.....	81
ロック単位.....	344
データ ページ.....	24
データベース	
アクセス権.....	331
行の削除.....	269
行の取得.....	282, 301
行の追加.....	267
権限.....	331
更新.....	279
削除.....	273
作成.....	243
参照制約を定義する.....	325
正規化.....	260
セキュリティ.....	331
セキュリティ権.....	331
トランザクション.....	339
トランザクションの使用.....	268
名前付き.....	240
バウンド.....	241
データベース URI.....	52
データベース アクセス方法.....	1
データベース設計.....	77
概念.....	259
物理.....	262
論理.....	259
データベースのアクセス権.....	331
データベースの最適化.....	107
データベースの正規化.....	260

第1正規形	261	動的なファイル拡張	202
第2正規形	261	トランザクショナル インターフェイス	
第3正規形	262	Linux リンク ライブラリ	136
データベースのログイン権	331	アプリケーション開発	15
データベース要素名		インデックス	21
一意	244	可変ページ	24
最大長	245	キー	20
説明	244	基本概念	19
重複	244	設定に関する問題	17, 22
有効な文字	244	データ ページ	24
テーブル		ファイル タイプ	28
1対1の関係	260	ページ サイズ	25
1対多関係	260	ページ タイプ	24
エイリアス, 割り当て	248	ラージ ファイル	29
親	319	レコード	20
関係	260	トランザクション	61
削除	272	開始	340
作成	248	概要	268
参照整合性の関係の定義	319	終了	340
自己参照	320	処理	268, 339
システム	246	セーブポイントを使用したネスト	340
従属	320	特に考慮すべき点	343
従属する子孫	320	排他	62
主キーの変更	322	並行	62
多対多の関係	260	並行と排他	62
定義の変更	277	ユーザー	174
名前付け規則	244	ロール バック	339
名前の大文字小文字の区別	245	ログ	63
ビューと結合	293	ロック単位	339
ビューの定義	248	トランザクション一貫性保守	63
ほかのテーブルと結合	292	アクセラレイテッド モードでは使用不可	69
読み取り専用, ビュー	285	トランザクションの終了	340
連鎖削除	319	トランザクションの処理	268
テーブルのエイリアス名	248	トランザクション ロック	344
デッドロック状態		トリガー	
カーソル安定性分離レベル	348	概要	313
回避	347	削除	313
排他的分離レベル	348	作成	313
デッドロックの検出	61	実行時機の指定	314
デバッグ	196	実行順序の指定	314
デフォルトの列の値	278	トリガー アクションの定義	315
テンポラリ ビュー	283	名前付け	244
		呼び出し	313
と		トレース ファイル	196
ドイツ語の文字のソート	48		
等結合	293		

な

長いファイル名	30
名前付きデータベース	240
名前付け規則	
インデックス	244
キー	244
グループ名	244
ストアド プロシージャ	244
データベース要素	244
テーブル	244
トリガー	244
ビュー	244
ファイル	30
ユーザー名	244
列	244

に

日本語の文字のソート	48
------------------	----

ぬ

ヌル値	
真	37
レガシー	36

ね

ネストされたクエリ, 「サブクエリ」を参照

の

ノーウェイト ロック	61
------------------	----

は

バイアス値とロック	176
排他的分離レベル	344
排他トランザクション	
使用に適した状況	62
バイト配置	
Visual Basic と Btrieve API	130
バイナリ ラージ オブジェクト 「BLOB」を参 照	
バイナリ ラージ オブジェクト, 「BLOB」を参 照	
バウンド データベース	241
パスワード	
大文字と小文字の区別	245

格納	335
データベース セキュリティ	333
パスワードの格納	335
パッシブ コントロール	349
パフォーマンス	
Extended オペレーション	160
パフォーマンスの向上	
Extended オペレーション	72
システム トランザクション	68
ページブリアロケーション	72
メモリ管理	71
バランス インデックス 「インデックス」を参 照	
バランス	
範囲演算子, 制限句	298

ひ

ビュー	
機能	283
作成	283
ストアド	283
テーブルと結合	293
テンポラリ	283
名前付け	244
マージ可能	286
読み取り専用テーブル	285
列の見出し	284
標準データ ファイル	28

ふ

ファイル	
C/C++ で Btrieve API を使って作成する	211
Delphi で Btrieve API を使って作成する	209
Visual Basic で Btrieve API を使って作成する	208
アプリケーションの再配布に必要	137
外部インデックス	21
作成用のサンプル構造体	212
トランザクション ログ	63
トレース	196
プリイメージ	66
ファイル アクセスの制限	117
ファイル オープン モード	64, 69, 149
ファイル コントロール レコード	
キーオンリー ファイル	29
標準データ ファイル	28

ページ	24
ファイル サイズ	
予測	102
ファイル仕様	
サンプル	87
ファイル タイプ	28
ファイルの作成	
概要	208
ファイルのバックアップ	66
ファイル バックアップ	66
ファイル フラグ	84
ファイル名	30
ファイル名の空白	30
ファイル名のスペース	30
フィルター	
最適化	154
フィルター, 定義	154
フィルターの評価の優先順位	155
ブール	
演算子, 制限句	298
式, トリガー	315
複合インデックス	154
複合ステートメント	310
複数	
Btrieve クライアント	165, 171
ポジションブロック	191
複数のパス	
削除における参照整合性の例外	328
物理カレンシー	142
物理レコード アドレス	145
物理レコード長	93, 96
不等号結合	293
部分列	
インデックス	254
フラグ	
キー	82
ファイル	84
ブランク トランケーション	76, 111
使用するファイルの作成	84
説明	111
フランス語の文字のソート	48
プリ イメージ ファイル	66
プロシージャ, スタアド	306
プロシージャ所有の変数	309
分離レベル	
カーソル安定性	345

カーソル安定性のデッドロック状態	348
概要	343
排他	344
排他的デッドロック状態	348

へ

並行性	339
Extended オペレーション	162
並行制御	339
データ ファイルのロック	344
トランザクション処理	339
パッシブ コントロール	349
方法	166
明示的ロック	348
並行トランザクション	62
使用	166
使用に適した状況	62
ページ圧縮	90
ページアロケーション テーブル	
シャドウ ページング	65
ページ	24
ページ サイズ	25
最小	100
最大インデックス セグメント	252
最適	94
選択	94
ページ タイプ	
トランザクショナル インターフェイス	24
ページ プリアロケーション	109
使用するファイルの作成	84
説明	72
ページ ロック	182
ベース ファイル	29
変更	
アクセス権	332
行	279
テーブル	277
変更可能性	
インデックス	254
キー	35
変更不能キー, 更新	152
変数	
SQL での代入	309
プロシージャ所有	309
変数ステートメント 「SQL 変数ステートメント」を参照	

ほ

ポジショニング	
Extended オペレーション	155
ポジションブロック	
処理, 複数	192
ポジションブロック, 処理, 複数	191
補足インデックス, 「繰り返し重複キー」を参 照	

ま

マルチセグメント キー	154
マルチレコードのオペレーション	154

み

未使用ファイル領域	97, 202
見出し	284

む

無効なディスクリプター エラー	
原因	155
無駄なファイル領域	97, 202

め

明示的ロック	175
説明	348
定義	344
トランザクションでない処理環境	176
複数ポジションブロック	191
並行トランザクション	178
例	185
メモリ管理	71

も

文字	
シフト JIS	58
ダブルバイト	58

ゆ

ユーザー	
アクセス権の付与	336
削除	337
作成	334
ユーザー グループ	
PUBLIC	335

アクセス権の付与	336
削除	337
作成	334
ユーザー定義データ型	
Btrieve API	130
ユーザー定義の ACS	46

よ

読み取り専用テーブル, ビュー	285
予約重複ポインター	85
弱いエンティティ	364

ら

ラージファイル	29
ライブラリ	
Linux におけるトランザクショナル イン ターフェイス用のリンク	136
ライブラリ インターフェイス	136

り

リジェクト カウント	161
リンク重複キー	107
説明	107
利点, 使用時	108
リンク ライブラリ	
Linux におけるトランザクショナル イン ターフェイス	136

る

ループ	
WHILE ステートメント	312
終了	311
説明	311

れ

レガシー ヌル	36
レコード	
Btrieve API を使って複数レコードを更新す るためのサンプル コード	219
C/C++ で Btrieve API を使って更新する	221
Delphi で Btrieve API を使って更新する	221
Delphi で Btrieve API を使って挿入する	217
Get オペレーションによる取得	144
Step オペレーションによる取得	142

Visual Basic で Btrieve API を使って更新する	220
Visual Basic で Btrieve API を使って挿入する	215
アクセス	142
可変長	145
更新	149
挿入	149
挿入のサンプル コード	215
トランザクショナル インターフェイスで使 用	20
年代順	21
例	78
ロック	173
レコード長	59
計算, 物理	95
計算, 論理	93
レコード内のカレンシー	147
レコードの更新	219
サンプル構造体	222
レコードの挿入	215
C/C++ と Btrieve API	217
サンプル構造体	218
レコードへのアクセス	
キー値	143
チャンクによる	147
物理位置	142
レコード ロック	61
暗黙	179
説明	344
単一	176
明示的, トランザクションでない処理	176
列	
計算	292
削除	271
作成	250
修飾された名前	244
選択	288
データ型	250
デフォルト値, 指定	278
名前付け規則	244
名前の大文字小文字の区別	250
ビューの見出し	284
列の選択	288
連鎖削除サイクル	328
連鎖削除テーブル	319

ろ

ロール フォワード	66
ログ	
イベント	67
トランザクション	64
トランザクションとアクセラレイティド ファイル オープン モード	64
トランザクション ログ ファイルとログ セグ メント	63
ログ キー	64
ロック	
暗黙	175, 344
暗黙ページ	182
暗黙レコード	179
概要	175
説明	343
単一レコード	176
データ ファイルと排他的分離	344
デッドロック状態	347
トランザクション	344
バイアス値	176
ファイル	183
複数レコード	177
明示的	175, 348
レコード	61
ロック単位	339
論理カレンシー	143
論理レコード長, 計算	93

わ

割り当てテーブル	
可変長	114