リンカーとライブラリ

Sun Microsystems, Inc.
901 San Antonio Road
Palo Alto, CA 94303
U.S.A. 650-960-1300

Part No: 805-5821–10
1998 年 11 月

本製品およびそれに関連する文書は著作権法により保護されており、その使用、複製、頒布および逆コンパイルを制限するライセンスのもとにおいて頒布されます。日本サン・マイクロシステムズ株式会社の書面による事前の許可なく、本製品および関連する文書のいかなる部分も、いかなる方法によっても複製することが禁じられます。

本製品の一部は、カリフォルニア大学からライセンスされている Berkeley BSD システムに基づいていることがあります。UNIX は、X/Open Company, Ltd. が独占的にライセンスしている米国ならびに他の国における登録商標です。フォント技術を含む第三者のソフトウェアは、著作権により保護されており、提供者からライセンスを受けているものです。

RESTRICTED RIGHTS: Use, duplication, or disclosure by the U.S. Government is subject to restrictions of FAR 52.227–14(g)(2)(6/87) and FAR 52.227–19(6/87), or DFAR 252.227–7015(b)(6/95) and DFAR 227.7202–3(a).

本製品に含まれる HG 明朝 L と HG ゴシック B は、株式会社リコーがリョービイマジクス株式会社からライセンス供与されたタイプフェースマスタをもとに作成されたものです。平成明朝体 W3 は、株式会社リコーが財団法人 日本規格協会 文字フォント開発・普及センターからライセンス供与されたタイプフェースマスタをもとに作成されたものです。また、HG 明朝 L と HG ゴシック B の補助漢字部分は、平成明朝体 W3 の補助漢字を使用しています。なお、フォントとして無断複製することは禁止されています。

Sun、Sun Microsystems、SunSoft、SunDocs、SunExpress、OpenWindows は、米国およびその他の国における米国 Sun Microsystems, Inc. (以下、米国 Sun Microsystems 社とします) の商標もしくは登録商標です。

サンのロゴマークおよび Solaris は、米国 Sun Microsystems 社の登録商標です。

すべての SPARC 商標は、米国 SPARC International, Inc. のライセンスを受けて使用している同社の米国およびその他の国における商標または登録商標です。SPARC 商標が付いた製品は、米国 Sun Microsystems 社が開発したアーキテクチャに基づくものです。

OPENLOOK、OpenBoot、JLE は、日本サン・マイクロシステムズ株式会社の登録商標です。

Wnn は、京都大学、株式会社アステック、オムロン株式会社で共同開発されたソフトウェアです。

Wnn6 は、オムロン株式会社で開発されたソフトウェアです。(Copyright OMRON Co., Ltd. 1998 All Rights Reserved.)

ATOK は、株式会社ジャストシステムの登録商標です。

ATOK7 は株式会社ジャストシステムの著作物であり、ATOK7 にかかる著作権その他の権利は、すべて株式会社ジャストシステムに帰属します。

ATOK8 は株式会社ジャストシステムの著作物であり、ATOK8 にかかる著作権その他の権利は、すべて株式会社ジャストシステムに帰属します。

本書で参照されている製品やサービスに関しては、該当する会社または組織に直接お問い合わせください。

OPEN LOOK および Sun Graphical User Interface は、米国 Sun Microsystems 社が自社のユーザおよびライセンス実施権者向けに開発しました。米国 Sun Microsystems 社は、コンピュータ産業用のビジュアルまたはグラフィカル・ユーザインタフェースの概念の研究開発における米国 Xerox 社の先駆者としての成果を認めるものです。米国 Sun Microsystems 社は米国 Xerox 社から Xerox Graphical User Interface の非独占的ライセンスを取得しており、このライセンスは米国 Sun Microsystems 社のライセンス実施権者にも適用されます。

DtComboBox ウィジェットと DtSpinBox ウィジェットのプログラムおよびドキュメントは、Interleaf, Inc. から提供されたものです。(Copyright (c) 1993 Interleaf, Inc.)

本書は、「現状のまま」をベースとして提供され、商品性、特定目的への適合性または第三者の権利の非侵害の黙示の保証を含みそれに限定されない、明示的であるか黙示的であるかを問わない、なんらの保証も行われないものとします。

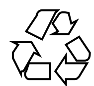
本製品が、外国為替および外国貿易管理法 (外為法) に定められる戦略物資等 (貨物または役務) に該当する場合、本製品を輸出または日本国外へ持ち出す際には、日本サン・マイクロシステムズ株式会社の事前の書面による承諾を得ることのほか、外為法および関連法規に基づく輸出手続き、また場合によっては、米国商務省または米国所轄官庁の許可を得ることが必要です。

原典: *Linker and Libraries Guide*

Part No: 805-3050-10

Revision A

© 1998 by Sun Microsystems, Inc.



目次

はじめに **xi**

1. 序章 **1**

概要 1

リンク編集 2

実行時リンク 3

動的実行可能ファイル 4

共有オブジェクト 4

関連情報 5

動的リンク 5

アプリケーションのバイナリインタフェース 5

サポートするツール 6

新しい機能 6

2. リンカー **9**

概要 9

リンカーの起動 10

直接起動 11

コンパイラドライバを使用する 11

リンカーオプションの指定 12

入力ファイルの処理 13

アーカイブ処理　14
共有オブジェクトの処理　15
追加ライブラリとのリンク　16
セクションの初期設定と終了　22
シンボルの処理　23
シンボル解析　24
未定義シンボル　29
出力ファイル内の未確定シンボル順序　33
追加シンボルの定義　34
シンボル範囲の縮小　39
出力イメージの生成　43
デバッギングエイド　45
3.　実行時リンカー　**49**
概要　49
共有オブジェクトの依存関係の配置　50
実行時リンカーによって検索されるディレクトリ　50
動的ストリングトークン　53
再配置処理　54
シンボルの検索　55
再配置が実行されるとき　56
再配置エラー　57
追加オブジェクトの読み込み　59
動的依存関係のレイジーローディング　60
初期設定および終了ルーチン　62
セキュリティ　64
実行時リンクのプログラミングインタフェース　65
追加オブジェクトの読み込み　66
再配置処理　68

新しいシンボルの入手　75
機能チェッカー　79
デバッギングエイド　79
4. 共有オブジェクト　**85**
概要　85
命名規約　86
共有オブジェクト名の記録　87
依存関係を持つ共有オブジェクト　91
依存関係の並べ変え　92
フィルタとしての共有オブジェクト　93
標準フィルタの生成　94
補助フィルタの生成　96
フィルタ対象の処理　98
性能に関する考慮事項　99
役に立つツール　99
基本システム　101
位置に依存しないコード　102
共有可能性の最大化　104
ページング回数の削減　106
再配置　107
共有オブジェクトのプロファイリング　112
5. バージョンアップ　**115**
概要　115
インタフェースの互換性　116
内部バージョンアップ　117
バージョン定義の作成　118
バージョン定義への結合　124
バージョン結合の指定　128

再配置可能オブジェクト　133
外部バージョンアップ　134
バージョンアップファイル名の管理　134
6. サポートインタフェース　**137**
概要　137
リンカーのサポートインタフェース　137
サポートインタフェースの呼び出し　138
サポートインタフェース関数　139
サポートインタフェースの例　141
実行時リンカーの監査インタフェース　143
名前空間の確立　144
監査ライブラリの構築　145
監査インタフェースの呼び出し　145
監査インタフェースの関数　146
監査インタフェースの例　150
監査インタフェースのデモンストレーション　151
監査インタフェースの制限　152
実行時リンカーのデバッガインタフェース　153
制御プロセスとターゲットプロセス間の対話　154
デバッガインタフェースのエージェント　156
デバッガエクスポートインタフェース　156
デバッガインポートインタフェース　165
7. オブジェクトファイル　**169**
概要　169
ファイル形式　170
データ表現　171
ELF ヘッダー　173
ELF 識別　178

セクション　182
特殊セクション　195
文字列テーブル　201
シンボルテーブル　202
Syminfo テーブル　210
再配置　212
COMDAT セクション　230
バージョン情報　231
注釈セクション　237
移動セクション　239
動的リンク　241
プログラムヘッダー　241
プログラムの読み込み (プロセッサ固有)　249
実行時リンカー　256
ハッシュテーブル　278
初期化および終了関数　280
8. mapfile のオプション　281
概要　281
mapfile オプションの使い方　282
mapfile の構造と構文　282
セグメントの宣言　283
対応付け指示　287
大きさシンボル宣言　289
ファイル制御指示　290
対応付けの例　290
mapfile オプションの初期値　292
内部対応付け構造　293
エラーメッセージ　296

警告 296

致命的エラー 296

提供される mapfiles 297

A. リンカーのクイックリファレンス **299**

概要 299

静的方法 300

再配置可能オブジェクトの作成 300

静的実行プログラムの作成 300

動的方法 300

共有オブジェクトの作成 301

動的実行プログラムの作成 302

B. バージョンアップの手引き **303**

概要 303

命名規約 304

共有オブジェクトのインタフェースの定義 305

共有オブジェクトのバージョンアップ 306

既存の (非バージョンアップ) 共有オブジェクトのバージョンアップ 307

バージョンアップ共有オブジェクトの更新 308

新しいシンボルの追加 308

内部実装の変更 309

新しいシンボルと内部実装の変更 309

標準インタフェースへのシンボルの併合 310

C. **$ORIGIN** による依存関係の記録 **313**

概要 313

単一アプリケーションによる $ORIGIN の使用 313

$ORIGIN の紹介 315

バンドルされていない製品間の依存関係 316

索引　**319**

はじめに

Solaris™ では、アプリケーション開発者がリンカー `ld(1)` を使用してアプリケーションやライブラリを構築し、実行時リンカー `ld.so.1(1)` を使用してこれらのユーティリティを実行できる環境を提供します。多くのアプリケーション開発者にとっては、リンカーがコンパイルシステムを通じて呼び出され、実行時リンカーがアプリケーションを実行できるというこの機能は、興味深いものでしょう。このマニュアルは、製品に組み込まれた概念を、より完全に理解しようとする人を対象にしています。

お読みになる前に

このマニュアルでは、Solaris リンカーおよび実行時リンカーの操作について説明しています。共有オブジェクトの生成と使用方法に関しては、動的実行環境において重要であるため、特に重点を置いて説明しています。

対象読者

このマニュアルは、次のような、Solaris リンカーに興味を持つ、意欲的な初心者から上級ユーザーまでのプログラマを対象としています。

- 初心者は、リンカーと実行時リンカーの操作の原理を学ぶ
- 中級プログラマは、有効なカスタムライブラリの構築と使用方法を学ぶ

- 言語ツール開発者などの上級プログラマは、オブジェクトファイルの変換と生成方法を学ぶ

すべてのプログラマは、このマニュアルの最初から最後までを通読する必要はありません。

内容の紹介

第 1 章では、Solaris におけるリンクプロセスの概要と、このリリースから追加された新しい機能の紹介を記載しています。この章は、すべてのプログラマを対象としています。

第 2 章では、リンカーの機能、その接続の (「静的」および「動的」な) 2 つの方法、入力の有効範囲と書式、出力書式についての概要を記載しています。この章は、すべてのプログラマを対象としています。

第 3 章では、実行環境とプログラム制御によるコードおよびデータの実行時の結び付きについて記載しています。この章は、すべてのプログラマを対象としています。

第 4 章では、共有オブジェクトの定義について記載し、その機構と構築方法および使用方法について説明しています。この章は、すべてのプログラマを対象としています。

第 5 章では、動的オブジェクトによって提供されたインタフェースの管理および展開方法について記載しています。この章は、すべてのプログラマを対象としています。

第 6 章では、監視用のインタフェース、場合によっては修正用のインタフェース、リンカーと実行時リンカーの処理について記載しています。この章は、上級プログラマを対象としています。

第 7 章は、ELF ファイル用のリファレンスです。この章は、上級プログラマを対象としています。

第 8 章では、出力ファイルのレイアウトを指定する、リンカーへの対応付けファイル命令について説明しています。この章は、上級プログラマを対象としています。

付録 A は、最も一般に使用されるリンカーオプションの概要を記載しています。この付録は、すべてのプログラマを対象としています。

付録 B は、バージョンの共有オブジェクトごとの命名の規約と手引きを記載しています。この付録は、すべてのプログラマを対象としています。

付録 C では、$ORIGIN トークンを使用して、動的依存関係の読み込み方法の例を記載しています。この付録は、すべてのプログラマを対象としています。

このマニュアル全体を通して、コマンド行の例ではすべて `sh1` 構文を使用し、プログラミングの例はすべて C 言語で書かれています。

注 - 「 x86 」という用語は、一般に Intel 8086 ファミリーのマイクロプロセッサチップを指します。これには、Pentium、Pentium Pro の各プロセッサ、および AMD と Cyrix が提供する互換マイクロプロセッサチップが含まれます。このマニュアルでは、このプラットフォームアーキテクチャーを指すときに、「 x86 」という用語を使用し、製品名では「 Intel Platform Edition 」と表記されています。

マニュアルの注文方法

SunDocs™ プログラムでは、米国 Sun Microsystems™, Inc. (以降、Sun™ とします) の 250 冊以上のマニュアルを扱っています。このプログラムを利用して、マニュアルのセットまたは個々のマニュアルをご注文いただけます。

マニュアルのリストと注文方法については、米国 SunExpress™, Inc. のインターネットホームページ `http://www.sun.com/sunexpress` にあるカタログセクションを参照してください。

表記上の規則

このマニュアルでは、次のような字体や記号を特別な意味を持つものとして使用します。

表 **P–1** 表記上の規則

字体または記号	意味	例
`AaBbCc123`	コマンド名、ファイル名、ディレクトリ名、画面上のコンピュータ出力、またはコード例を示す	`.login` ファイルを編集する `ls -a` を使用してすべてのファイルを表示する `system%`
`AaBbCc123`	ユーザーが入力する文字を、画面上のコンピュータ出力とは区別して示す	`system%` **`su`** `password:`
AaBbCc123	変数を示します。実際に使用する特定の名前または値で置き換える	ファイルを削除するには、`rm` *filename* と入力する
『 』	参照する書名を示す	『コードマネージャ・ユーザーズガイド』を参照
「 」	参照する章、節、ボタンやメニュー名、または強調する単語を示す	第 5 章「衝突の回避」を参照 この操作ができるのは、「スーパーユーザー」だけ
\	枠で囲まれたコード例で、テキストがページ行幅を越える場合、バックスラッシュは継続を示す	`sun%` **`grep‘^#define \`** **`XV_VERSION_STRING’`**

ただし AnswerBook2™ では、ユーザーが入力する文字と画面上のコンピュータ出力は区別して表示されません。

コード例は次のように表示されます。

- C シェルプロンプト

`system%` **`command y|n`** [*filename*]

- Bourne シェルおよび Korn シェルのプロンプト

`system$` **`command y|n`** [*filename*]

- スーパーユーザーのプロンプト

`system#` **`command y|n`** [*filename*]

[ ]は省略可能な項目を示します。上記の場合、*filename* は省略してもよいことを示します。

| は区切り文字 (セパレータ) です。この文字で分割されている引数のうち 1 つだけを指定します。

キーボードのキー名は英文で、頭文字を大文字で示します (例: `Shift` キーを押します)。ただし、キーボードによっては `Enter` キーが `Return` キーの動作をします。

ダッシュ (-) は 2 つのキーを同時に押すことを示します。たとえば、`Ctrl-D` は `Control` キーを押したまま `D` キーを押すことを意味します。

一般規則

- このマニュアルでは、英語環境での画面イメージを使っている。このため、実際に日本語環境で表示される画面イメージとこのマニュアルで使っている画面イメージが異なる場合がある。本文中で画面イメージを説明する場合には、日本語のメニュー、ボタン名などの項目名と英語の項目名が適宜、併記されている
- 「x86」という用語は、一般に Intel 8086 ファミリに属するマイクロプロセッサを意味する。これには、Pentium、Pentium Pro の各プロセッサ、および AMD と Cyrix が提供する互換マイクロプロセッサチップが含まれる。このマニュアルでは、このプラットフォームのアーキテクチャ全体を指すときに「x86」という用語を使用し、製品名では「Intel 版」という表記で統一してる

第 **1** 章

序章

概要

このマニュアルは、Solaris リンカーと実行時リンカーに加え、これらが動作するオブジェクトについて説明しています。Solaris リンカーの基本的な動作には、オブジェクトの結合、1 つのオブジェクトから別のオブジェクト内にあるシンボル定義へのシンボルリファレンスの接続があります。この動作は、通常、結合と呼ばれます。

このマニュアルは次の部分に展開されます。

「リンカー」

リンカー `ld(1)` は、1 つまたは複数の入力ファイル (再配置可能なオブジェクト、共有オブジェクト、またはアーカイブライブラリのいずれか) を連結して、1 つの出力ファイルを作成します (再配置可能オブジェクト、実行可能アプリケーション、または共有オブジェクトのいずれか)。リンカーは、通常、コンパイル環境の一環として呼び出されます (`cc(1)` を参照)。

「実行時リンカー」

実行時リンカー `ld.so.1(1)`[1] は、実行時に動的実行可能ファイルと共有オブジェクトを処理し、これらを結合して実行可能なプロセスを作成します。

1. ld.so.1 は共有オブジェクトの特殊ケースなのでバージョンの更新が可能です。ここではバージョン No.1 が使われていますが、Solaris の今後のリリースによってバージョンを重ねていきます。

「共有オブジェクト」

共有オブジェクト (「共有ライブラリ」と呼ぶ場合もある) とは、リンク編集フェーズからの出力の書式の 1 つです。ただし、パワフルでフレキシブルな実行時環境を作成する上でのこれらの重要性は、それぞれの節で説明しています。

「オブジェクトファイル」

Solaris リンカーは、実行可能なリンク書式 (ELF) に適合するファイルを使用して稼動します。

これらの領域は、それぞれのトピックに分割できますが、重複する部分も多いため、このマニュアルでは、各領域について説明する場合には、接続の原理と設計を同時に説明しています。

リンク編集

リンク編集では、さまざまな入力ファイルを `cc(1)`、`as(1)` または `ld(1)` から入手し、これらの入力ファイル内のデータを連結し、1 つの出力ファイルの形式に変換します。リンカーでは、多数のオプションが使用できますが、作成された出力ファイルは、次の 4 つの基本タイプのいずれかになります。

「再配置可能オブジェクト」

入力再配置可能オブジェクトの連結。これは、後続のリンク編集フェーズ内で使用されます。

「静的実行可能ファイル」

実行可能ファイルに結合されたすべてのシンボル参照を持ち、このようにして実行可能プロセスを示す、入力再配置可能オブジェクトの連結。

「動的実行可能ファイル」

実行時リンカーが実行可能プロセスを作成する場合に必要な、入力再配置可能オブジェクトの連結。そのシンボルリファレンスは、実行時に結合される必要があり、さらに 1 つまたは複数の共有オブジェクト形式の依存関係 を持ちます。

「共有オブジェクト」

実行時に動的実行可能ファイルと結合される可能性があるサービスを提供する入力再配置可能オブジェクトの連結。また、共有オブジェクトの中にも、他の共有オブジェクトに依存する依存関係がある場合もあります。

これらの出力ファイルと、出力ファイルを作成する場合に使用するキーリンカーオプションを、図 1–1 に示します。

「動的実行可能ファイル」と「共有オブジェクト」を、通常、2 つ合わせて「動的オブジェクト」と呼びます。このマニュアルでは、この 2 つに焦点をあてて説明しています。

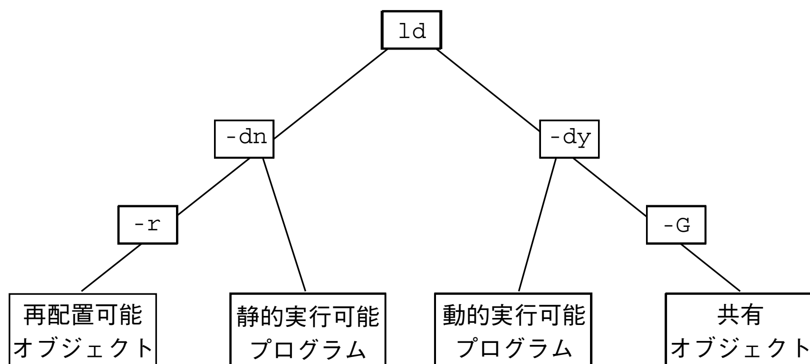


図 1–1　静的または動的リンク編集

実行時リンク

実行時リンクには、通常、過去のリンク編集から生成された 1 つまたは複数のオブジェクトの結び付けが組み込まれ、実行可能プロセスを生成します。リンカーによるこれらのオブジェクトの生成中に、結び付けの必要条件が検証され、該当する登録情報が各オブジェクトに追加され、実行時リンカーの対応付け、再配置、結合プロセスの完了が可能になります。

プロセスの実行中に、実行時リンカーの機能も使用可能になり、この機能を使用すると、要求に応じて追加共有オブジェクトを追加して、プロセスのアドレススペースを拡張できます。実行時リンクに組み込まれたコンポーネントのうち、最も一般的なのは、「動的実行可能ファイル」と「共有用オブジェクト」の 2 つです。

動的実行可能ファイル

動的実行可能ファイルとは、実行時リンカーの制御下で実行されるアプリケーションのことです。これらのアプリケーションは、通常、共有オブジェクト形式の依存関係を持ち、これらは、実行時リンカーによって配置および結合されて、実行可能プロセスが作成されます。動的実行可能ファイルは、リンカーによって生成されるデフォルトの出力ファイルになります。

共有オブジェクト

共有オブジェクトは、動的にリンクされたシステムに対し、キー構築ブロックを提供します。基本的には、共有オブジェクトは動的実行可能ファイルに類似していますが、共有オブジェクトには、仮想アドレスが割り当てられていません。

動的実行可能ファイルは、通常、1 つまたは複数の共有オブジェクトに依存する依存関係を持ちます。つまり、共有オブジェクトは、動的実行可能ファイルに結合され、実行可能プロセスを作成する必要があります。共有オブジェクトは多くのアプリケーションで使用できるため、その構造上の観点は、共有性、バージョンアップおよびパフォーマンスに直接影響します。

共有オブジェクトが使用する「環境」を参照することにより、リンカーまたは実行時リンカーのいずれかによって共有オブジェクトの処理を識別することができます。

「コンパイル 環境」

共有オブジェクトは、リンカーによって処理され、動的実行可能ファイルまたは他の共有オブジェクトを生成します。共有オブジェクトは、生成される出力ファイルの依存関係になります。

「実行時環境」

共有オブジェクトは、動的実行可能ファイルとともに実行時リンカーによって処理され、実行可能プロセスを作成します。

関連情報

動的リンク

動的リンクとは、通常、実行可能プロセスを生成する際に、動的実行可能ファイルと共有オブジェクトの実行時リンクとともに、これらのオブジェクトを生成するリンク編集プロセスの一部分を受け入れる場合に使用する用語です。動的リンクを使用すると、実行時にアプリケーションを共有オブジェクトへ結合できるようにすることによって、共有オブジェクトが提供するコードを複数のアプリケーションで使用できます。

標準ライブラリのサービスからアプリケーションを切り離すことにより、動的リンクも、アプリケーションの移植性および拡張性を向上させることができます。サービスの「インタフェース」とその「実現」を切り離すことにより、システムが、アプリケーションの安定性を維持しながら展開することが可能になります。これは、「アプリケーションのバイナリインタフェース」(ABI) を提供する場合に、非常に重要な要素になります。動的リンクは、Solaris アプリケーションのコンパイルメソッドよりも優先されます。

アプリケーションのバイナリインタフェース

システムとアプリケーションコンポーネントの非同期展開を可能にするには、これらの装置間のバイナリインタフェースを定義します。Solaris リンカーは、これらのインタフェース上で稼動し、実行できるようにアプリケーションを組み合わせます。Solaris リンカーが処理するコンポーネントにはすべてバイナリインタフェースがありますが、このようなインタフェースファミリーの 1 つで、特にアプリケーションライターに有用なものとして、「System V アプリケーションバイナリインタフェース」があります。

「System V アプリケーションのバイナリインタフェース」、または ABI は、コンパイルされたアプリケーションプログラム用にシステムインタフェースを定義します。その目的は、標準バイナリインタフェースを 「System V インタフェース定義、第 3 版」を実現するシステム上のアプリケーション プログラム用に文書化することです。Solaris では、ABI 準拠アプリケーションを生成し、実行できます。SPARC システムでは、ABI は「SPARC Compliance Definition」(SCD) サブセットとして組み込まれています。

このあとの章で説明するトピックの多くは、ABI の影響を受けています。詳細については、該当する ABI マニュアルを参照してください。

サポートするツール

上記のオブジェクトとともに、サポートツールとライブラリもいくつか揃っています。これらのツールを使用すると、これらのオブジェクトとリンクプロセスの分析や検査が行えます。これらのツールには、`elfdump(1)`、`nm(1)`、`dump(1)`、`ldd(1)`、`pvs(1)`、`elf(3E)`、およびリンカーデバッギングのサポートライブラリがあります。これらのツールについては、例を用いて詳しく説明します。

新しい機能

この節では、このマニュアルに追加された新しい機能および更新事項 (またはこのいずれか) の概要を記載しています。また、これらは、次のリリースに付加されています。

Solaris 7 リリース

- ELF オブジェクト形式は現在サポートされている。170ページの「ファイル形式」を参照
- `–z combreloc` オプションを追加指定することによって、最適化された再配置セクションを使用して共有オブジェクトを構成できる。108ページの「再配置セクションの結合」を参照
- 新しい `$ORIGIN` 動的ストリングトークンでは、セットに含まれていないソフトウェア内に依存関係を確立する際の柔軟性が向上した。53ページの「動的ストリングトークン」を参照
- 共有オブジェクトの読み込みは、実行プログラムが実際にそのオブジェクトを参照するまで延期される。60ページの「動的依存関係のレイジーローディング」を参照
- 重複して定義されたシンボルの除去に対処するために、`SHT_SUNW_COMDAT` セクションが追加された。230ページの「COMDAT セクション」を参照
- シンボルの部分的な初期化に対処するため、`SHT_SUNW_MOVE` セクションが追加された。230ページの「COMDAT セクション」を参照

- 新しい「実行時リンク監査」のエントリポイント、la_symbind64()、la_sparcv9_pltenter() およびla_pltexit64()、これと同時に、新しいリンク監査フラグLA_SYMB_ALTVALUE が付加された。146ページの「監査インタフェースの関数」を参照

Solaris 2.6 リリース

- ウィークシンボルリファレンスは、リンカーの –z weakextract オプションを使用することにより、アーカイブ構成要素の抽出をトリガーできる。すべてのアーカイブ構成要素の抽出は、 –z allextract オプションを使用して実現できる。14ページの「アーカイブ処理」を参照
- 作成されるオブジェクトが参照しないリンク編集の一部として指定された共有オブジェクトは、–z ignore オブジェクトを使用して無視することができ、したがって、その共有オブジェクトの依存関係の記録も抑制できる。15ページの「共有オブジェクトの処理」を参照
- リンカーは、予約シンボル _START_ および _END_ を生成し、オブジェクトのアドレス範囲を確立する方法を提供する。43ページの「出力イメージの生成」を参照
- 初期設定および終了コードの実行時命令に変更が加えられ、依存関係の必要条件の格納が改善された。62ページの「初期設定および終了ルーチン」を参照
- シンボル解析の解釈方法が、dlopen(3X) 用に拡張された。69ページの「シンボル検索」、74ページの「グループの分離」RTLD_GROUP、74ページの「オブジェクト階層」RTLD_PARENT を参照
- シンボル検索の解釈方法が、RTLD_DEFAULT を処理する新しい dlsym(3X) とともに拡張された。75ページの「新しいシンボルの入手」を参照。
- 「フィルタ処理」が拡張され、複数の「フィルタ対象」が定義できるようになり、さらに強制的に読み込まれる「フィルタ対象」が使用できるようになった。プラットフォーム固有のフィルタを作成する場合の例も提供されている。93ページの「フィルタとしての共有オブジェクト」を参照
- mapfile ファイル制御指示語 $ADDVERS を使用すると、追加されたバージョン依存関係の記録が実行できる。130ページの「追加バージョン定義への結合」を参照
- 実行時リンカーの監査インタフェースでは、プロセスの内部から動的にリンクされたアプリケーションの監視および修正のサポートを提供している。143ページの「実行時リンカーの監査インタフェース」を参照

- 実行時リンカーのデバッガインタフェースにより、外部プロセスから動的にリンクされたアプリケーションの監視および修正のサポートが提供される。153ページの「実行時リンカーのデバッガインタフェース」を参照
- 追加のセクションタイプがサポートされている。SHN_BEFORE と SHN_AFTER については 表 7–11、SHF_ORDERED と SHF_EXCLUDE については 表 7–14 を参照
- 新しい動的セクションタグ DT_1_FLAGS がサポートされている。種々のフラグ値については、表 7–42 を参照
- ELF のデモプログラムパッケージが提供されている。第 7 章を参照
- リンカーは、現在、国際化メッセージをサポートしている。システムエラーはすべて、strerror(3C) を使用して報告される

第 **2** 章

リンカー

概要

リンク編集プロセスにより、1 つまたは複数の入力ファイルから出力ファイルが作成されます。出力ファイルの作成は、入力ファイルによって提供される入力セクションとともにリンカーに提供されたオプションによって指示されます。

ファイルはすべて、「実行可能なリンク書式 」(ELF) で表示されます。ELF 書式の詳細については、第 7 章を参照してください。ただし、ここでの概要説明では、まず、2 つの ELF 構造、「セクション」と「セグメント」について紹介する必要があります。

セクションとは、ELF ファイル内で処理できる、最も小さな、分割できない単位のことです。セグメントとは、セクションの集合で、`exec(2)` または実行時リンカー `ld.so.1(1)` によってメモリーイメージに対応付けできる最小の一単位を表します。

ELF セクションには多くのタイプがありますが、これらはすべて、リンク編集を基準にして次の 2 つのカテゴリに分類されます。

- その解釈がアプリケーションそのものに対してだけ意味のある (プログラム命令 `.text` およびその関連データ `.data` や `.bss` など) 「プログラムデータ」を含むセクション
- 「リンク編集情報」`.symtab` と `.strtab` から検出されるシンボルテーブル情報など、および `.rela.text` などの再配置情報を含むセクション

基本的には、リンカーにより、「プログラムデータセクション」が連結されて出力ファイルになります。「リンク編集情報セクション」は、リンカーによって解釈されて、別のセクションに修正されるか、またはこのあと処理される出力ファイルで使用される新しい出力情報セクションが生成されます。

リンカーの、次のような単純な機能の内訳については、この章で説明しています。

- リンカーを通過するすべてのオプションの整合性を検証し、検査する
- 入力再配置可能オブジェクトから、同じ特性 (たとえば、型、属性、名前など) のセクションを結合し、出力ファイル内に新しい出力ファイルを形成する。これらの結合されたセクションは、次に、出力セグメントへと連結できる
- リンカーは、再配置可能オブジェクトと共有オブジェクトの両方からシンボルテーブル情報を読み取り、リファレンスを定義と検証し、統一させる。さらに、通常、出力ファイル内に新しいシンボルテーブルまたはテーブルを作成する
- リンカーは、入力再配置可能オブジェクトから再配置情報を読み取り、他の入力セクションを更新してこの情報を出力ファイルに適用する。さらに、実行時リンカーが使用するために出力再配置セクションも生成される
- リンカーは、作成したすべてのセグメントを記述した「プログラムヘッダー」を生成する
- リンカーは、必要に応じて、共有オブジェクトの依存関係などの情報を実行時リンカーに提供する、動的リンク情報セクションを生成する

「セクション」と関連する「セクション」を連結して「セグメント」にするといった連結プロセスは、リンカー内のデフォルト情報を使用して実行されます。通常、ほとんどのリンク編集の場合、リンカーによって提供されるデフォルトの「セクション」と「セグメント」の処理で十分ですが、これらのデフォルトは、関連する `mapfile` を指定した `–M` オプションを使用して操作できます (詳細については、第 8 章 を参照してください)。

リンカーの起動

リンカーは、コマンド行から直接実行できます。また、コンパイラドライバを使用して実行することができます。以下の 2 つの項では、この両方の方法を詳しく説明していますが、コンパイル環境は、通常、複雑で、コンパイラドライバだけが認識する一連の操作の変更が行われる場合もあるため、後者の方法を選択されることをお勧めします。

直接起動

リンカーを直接的に起動させる場合は、出力を構築するために必要なすべてのオブジェクトファイルとライブラリを提供する必要があります。リンカーは、出力の構築に使用するつもりのオブジェクトモジュールまたはライブラリに関して、仮説を立てることをしません。たとえば、次のコマンドを発行すると

```
$ ld test.o
```

リンカーは、入力ファイル test.o だけを使用して、a.out という動的実行可能プログラムを構築します。a.out を有用な実行可能プログラムにするためには、これに初期設定および終了処理コードを組み込む必要があります。このコードは、言語またはオペレーティングシステム固有のもので、通常、コンパイラドライバによって提供されるファイルを通じて提供されます。

また、自分専用の初期設定および終了コードも指定できます。このコードは、実行時リンカーにより正確に認識され、使用できるようにするために、適切に暗号化およびラベル付けを行う必要があります。この暗号化とラベル付けも、コンパイラドライバによって提供されたファイルを通じて提供されます。

実際問題として、実行可能プログラムや共有オブジェクトなどの実行時オブジェクトを作成する場合は、コンパイルドライバを使用してリンカーを起動することをお勧めします。リンカーを直接起動をお勧めするのは、-r オプションを使用して、中間再配置可能オブジェクトを作成する場合だけです。

コンパイラドライバを使用する

リンカーを使用する従来の方法は、言語固有のコンパイラドライバを使用する方法です。入力ファイルとともに、cc(1)、f77(1) などのコンパイラドライバを指定します。すると、コンパイルドライバは、追加ファイルとデフォルトライブラリを追加して、リンク編集を完了させます。これらの追加ファイルは、例えば、以下のようにコンパイルの呼出しを拡張することによって参照できます。

```
$ cc -# -o prog main.o
/usr/ccs/bin/ld -dy /opt/COMPILER/crti.o /opt/COMPILER/crt1.o \
/usr/ccs/lib/values-Xt.o -o prog main.o \
-YP,/opt/COMPILER/lib:/usr/ccs/lib:/usr/lib -Qy -lc \
/opt/COMPILER/crtn.o
```

注 - この例は、コンパイラドライバによって組み込まれた実際のファイルの例ですが、リンカー起動の表示に使用されるメカニズムによって異なる場合があります。

リンカーオプションの指定

リンカーに対するオプションは、通常、コンパイラドライバのコマンド行を通じて渡されます。コンパイラとリンカーオプションは、ほとんど重複する部分はありません。重複が発生した場合には、通常、特定のオプションをリンカーに渡すことを許可するコマンド行構文がコンパイラドライバによって提供されますが、この代わりに、LD_OPTIONS 環境変数を設定して、リンカーにオプションを提供することもできます。次に例を示します。

```
$ LD_OPTIONS="-R /home/me/libs -L /home/me/libs" cc -o prog \
main.c -lfoo
```

ここでは、–R および –L オプションがリンカーによって変換され、コンパイラドライバから受信したコマンド行オプションに付加されます。

リンカーは、オプションリスト全体を構文解析し、無効なオプションまたは関連する引数が無効なオプションを検索します。これらの無効なオプションのどちらかが検出された場合は、該当するエラーメッセージが生成され、さらにこのエラーが深刻なものである場合には、リンカーは自動的に終了します。次に例を示します。

```
$ ld -X -z sillydefs main.o
ld:illegal option -- X
ld: fatal: option -z has illegal argument 'sillydefs'
```

この例では、リンカーの検査により、不当なオプション –X が認識され、–z オプションに不当な引数が検出されました。1 つの引数を必要とするオプションが、誤って 2 回指定されている場合には、リンカーは該当する警告を表示しますが、リンク編集は継続します。次に例を示します。

```
$ ld -e foo ...... -e bar main.o
ld: warning: option -e appearsmore than once, first setting taken
```

また、リンカーはオプションリストを調べて重大な不一致も検出します。次に例を示します。

```
$ ld -dy -a main.o
ld: fatal: option -dy and -a are incompatible
```

すべてのオプションを処理しても、エラー状態が検出されなかった場合は、次にリンカーは、入力ファイルの処理を行います。

通常使用されるリンカーオプションについては、付録 A を参照してください。また、全リンカーオプションの詳細については、`ld(1)` マニュアルページを参照してください。

入力ファイルの処理

リンカーは、入力ファイルをコマンド行上に表示された順番に読み取ります。各ファイルは、オープンされ、その ELF ファイルタイプを判別するために検査され、どのように処理する必要があるかが決定されます。リンク編集に必要な入力に適用するファイルタイプは、リンク編集の結合モード、「静的」または「動的」のいずれかによって決定されます。

「静的」方法では、リンカーが入力ファイルとして受け入れるのは、再配置可能オプションまたはアーカイブライブラリだけです。「動的」方法では、リンカーは、共有オブジェクトも受け入れます。

再配置可能オブジェクトは、リンク編集プロセスへの最も基本的な入力ファイルタイプを示しています。これらのファイル内の「プログラムデータ」のセクションは、生成される出力ファイルイメージに結合されます。「リンク編集情報」のセクションは、今後の利用のために構成されますが、出力ファイルイメージには組み込まれません。それは、これを配置する場所として、新しいセクションが生成されるからです。シンボルは、その検査および解析を考慮して、最終的に出力イメージ内に 1 つまたは複数のシンボルテーブルを作成できるように、特定の内部シンボルテーブル内に集められます。

入力ファイルは、リンク編集のコマンド行上に直接指定できますが、アーカイブライブラリと共有オブジェクトは、通常、 `-l` オプションを使用して指定します (こ

のメカニズムについてと、それが 2 種類のリンクモードにどのように関係するかについては、16ページの「追加ライブラリとのリンク」 を参照してください)。ただし、通常、共有オブジェクトが共有ライブラリと呼ばれ、さらに、これら 2 つのオブジェクトを同じオプションを使用して指定したとしても、共有オブジェクトとアーカイブライブラリは全く別のものです。次の 2 つの項で、この違いについて説明します。

アーカイブ処理

アーカイブは、`ar(1)` を使用して構築され、通常、アーカイブシンボルテーブルとともに再配置可能オブジェクトの集合で構成されます。このシンボルテーブルにより、これらの定義の提供するオブジェクトとシンボル定義との関係がわかります。デフォルトでは、リンカーを使用すると、アーカイブ構成要素を選択して抽出できます。リンカーがアーカイブを読み取る場合は、結合処理を完了させるために必要なアーカイブから、オブジェクトだけを選択するように作成された内部シンボルテーブル内の情報を使用します。さらに、1 つのアーカイブのすべての構成要素を明示的に抽出することも可能です。

次のような場合に、リンカーはアーカイブから再配置可能オブジェクトを抽出します。

- アーカイブに、現在リンカーの内部シンボルテーブル内に保持されている、シンボルリファレンス (「未定義」シンボルと呼ぶ場合もある) を満たすシンボル定義が入っている場合
- アーカイブに、現在リンカーの内部シンボルテーブル内に保持されている、「未確認」シンボル定義を満たす「データ」シンボル定義が入っている場合。この例としては、`FORTRAN COMMON` ブロック定義があります。この定義により、同じ `DATA` シンボルを定義する再配置可能オブジェクトが抽出される
- リンカーの `-z allextract` が実行された場合。 このオプションにより、選択式のアーカイブ抽出は中止され、処理中のアーカイブからアーカイブ構成要素がすべて抽出される

選択式アーカイブ抽出においては、ウィークシンボルリファレンスでは、`-z weakextract` オプションが発効されていない限り、アーカイブからの抽出は実行されません。ウィークシンボルについては、25ページの「単純な解析」の項で詳しく説明しています。

注 - オプション `–z weakextract`、`–z allextract` および `–z defaultextract` により、複数のアーカイブ間でアーカイブメカニズムを切り替えることができます。

選択式アーカイブ抽出の場合、リンカーは、リンカーの内部シンボルテーブル内に蓄積されたシンボル情報を満たすために必要な、再配置可能オブジェクトを抽出するアーカイブを通る複数のパスを作成します。リンカーが、再配置可能オブジェクトを抽出せずに、アーカイブを通る完全なパスを作成すると、リンカーは次の入力ファイルの処理に移ります。

アーカイブに遭遇した時点で、必要な再配置可能オブジェクトだけをアーカイブから抽出することによりメカニズムは、入力ファイルリスト内のアーカイブの位置が重要であることを意味しています (詳細については、18ページの「コマンド行上のアーカイブの位置」 を参照してください)。

注 - リンカーは、アーカイブを通る複数のパスを作成し、シンボルを解析しますが、このメカニズムは、ランダムに構成された再配置可能オブジェクトが組み込まれた大容量のアーカイブの場合には、非常にコストがかかります。このような場合は、`lorder(1)` や `tsort(1)` などのツールを使用してアーカイブ内の再配置可能オブジェクトを配列し、リンカーが実行しなければならないパスの数を削減することができます。

共有オブジェクトの処理

共有オブジェクトは、分割不可能な、1 つまたは複数の入力ファイルの以前の編集によって生成された総体単位です。リンカーが共有オブジェクトを処理すると、共有オブジェクトの全内容は、その結果作成された出力ファイルイメージの「論理的」な部分になります。共有オブジェクトは、リンク編集中には物理的にコピーされないため、プロセスが実行されるまで実際には組み込まれません。この論理的な組み込みは、リンク編集プロセスにとって共有オブジェクト内に定義された「すべての」シンボルエントリが利用可能になることを意味しています。

リンカーは、共有オブジェクトの「プログラムデータ」セクションと、ほとんどの「リンク編集情報」セクションを使用しません。そのため、これらのセクションは、共有オブジェクトが結合された実行可能プロセスに生成されるときに、実行時リンカーによって変換されます。ただし、共有オブジェクトのエントリが記憶され、情報は出力ファイルイメージ内に格納されて、このオブジェクトには依存関係があり、実行時に使用可能にする必要があるかどうかが指示されます。

デフォルトでは、リンク編集の一部として指定された共有オブジェクトはすべて、作成されるオブジェクト内に依存関係として記録されます。この記録は、そのオブジェクトが、共有オブジェクトによって提供された実際のリファレンスシンボルを生成するかどうかに関係なく実行されます。実行時リンクのオーバヘッドを最小限にするには、作成されたオブジェクトからシンボルリファレンスを解析するために必要な依存関係だけを、リンク編集の一部として指定します。または、リンカーの `–z ignore` オプションを使用すると、使用しない共有オブジェクトの依存関係の記録を抑制できます。

共有オブジェクトに、他の共有オブジェクトに対する依存関係がある場合、この依存関係も処理されます。この処理は、すべてのコマンド行入力ファイルの処理が終了したあとで実行されます。このような共有オブジェクトは、シンボル解析処理を完了させるために使用されますが、生成される出力ファイルイメージ内に、その名前は依存関係として記録されません。

リンク編集コマンド行上の共有オブジェクトの位置は、アーカイブ処理のための位置に比べるとそれほど重要ではありませんが、大域な効力を持たせることができます。複数のシンボルに同じ名前を付けると、再配置可能オブジェクトと共有オブジェクト間や複数の共有オブジェクト間に出現させることができます (詳細については、24ページの「シンボル解析」を参照してください)。

リンカーによって処理される共有オブジェクトの順序は、出力ファイルイメージ内に格納された従属情報に保持されます。実行時リンカーがこの情報を読み取るため、指定された共有オブジェクトは同じ順序で読み込まれます。そのため、リンカーと実行時リンカーは、多重に定義された一連のシンボルのうち、1 つのシンボルの最初のエントリを選択します。

注 - 複数のシンボル定義と、他のシンボル用に 1 つのシンボル定義の挿入を説明した情報は、`–m` オプションを使用して生成されたロードマップ出力内に報告されます。

追加ライブラリとのリンク

通常、コンパイラドライバによって、適切なライブラリがリンカーに指定されているかどうかが確認されますが、ほとんどの場合、自分独自のライブラリを指定することが必要です。共有オブジェクトとアーカイブは、リンカーに必要な入力ファイルに明示的に命名することによって指定できますが、より一般的で柔軟性のある方法として、リンカーの `–l` オプションを使用する方法があります。

ライブラリの命名規約

規則により、通常、共有オブジェクトは接頭辞 lib と接尾辞 .so で指定され、アーカイブは接頭辞 lib と接尾辞 .a で指定されます。たとえば、libc.so とは、コンパイル環境で使用可能になった標準 C ライブラリの共有オブジェクトバージョンで、libc.a とは、そのアーカイブバージョンです。

これらの規則は、リンカーの –l オプションによって認識されます。このオプションは、通常、追加ライブラリをリンク編集に供給する場合に使用します。次の例では、

```
$ cc -o prog file1.c file2.c -lfoo
```

リンカーに libfoo.so を検索するように指示し、これが検出できない場合には、libfoo.a を検索してから次の検索ディレクトリに移動するように指示しています。

注 - 命名規約には、共有オブジェクトの「コンパイル」環境での使用に関するものと、共有オブジェクトの実行時環境での使用に関するものがあります。コンパイル環境では、単に .so 接尾辞を使用するのに対し、実行時環境では、通常、追加のバージョン番号を指定した接尾辞を使用します。詳細については、86ページの「命名規約」および 134ページの「バージョンアップファイル名の管理」を参照してください。

動的モードでリンク編集を行う場合、共有オブジェクトとアーカイブとを組み合わせたものへのリンクを選択できます。静的モードでリンク編集を行う場合、入力を受け入れるのはアーカイブライブラリだけです。

動的モードで、ライブラリの検索を可能にする –l オプションを使用すると、リンカーは、まず、指定されたディレクトリ内で、指定された名前と一致する共有オブジェクトを検索します。一致するものが見つからない場合、リンカーは、次に同じディレクトリ内でアーカイブライブラリを検索します。静的モードで –l オプションを使用する場合は、アーカイブライブラリだけが検索されます。

共有オブジェクトとアーカイブとの混合体へのリンク

動的モードでのライブラリ検索メカニズムでは、指定されたディレクトリを調べて共有オブジェクトを検索し、次にアーカイブライブラリを検索しますが、–B オプションを使用すると必要な検索タイプのより適切なコントロールを保存できます。

コマンド行上に –Bdynamic と –Bstatic オプションを必要な回数だけ指定することによって、ライブラリ検索は共有オブジェクト またはアーカイブをそれぞれ切り

替えることができます。たとえば、アーカイブ libfoo.a と共有オブジェクト libbar.so とリンクするには、次のコマンドを発効します。

```
$ cc -o prog main.o file1.c -Bstatic -lfoo -Bdynamic -lbar
```

キーワード –Bstatic と –Bdynamic は、正確には対称ではありません。–Bstatic を指定すると、リンカーは、次の –Bdynamic の発生まで入力として共有オブジェクトを受け入れませんが、–Bdynamic を指定すると、リンカーは、指定されたディレクトリ内で、まず最初に共有オブジェクトを検索し、次にアーカイブを検索します。

上記の例をより正確に説明すると、リンカーは、最初に libfoo.a を検索し、次に libbar.so を検索します。そしてこれに失敗すると libbar.a を検索します。最後に、libc.so を検索し、これに失敗すると libc.a を検索します。

コマンド行上のアーカイブの位置

コマンド行上のアーカイブの位置は、作成される出力ファイルに影響を及ぼします。リンカーがアーカイブを検索する唯一の目的は、以前に参照したことのある定義されていない仮の外部リファレンスを解析することです。この検索が完了し、必要な再配置可能オブジェクトが抽出されると、このアーカイブは、コマンド行上のアーカイブに続く入力ファイルから入手した新しいシンボルの解析には使用できません。たとえば、次のコマンドでは、

```
$ cc -o prog file1.c -Bstatic -lfoo file2.c file3.c -Bdynamic
```

file1.c から入手したことのあるシンボルリファレンスを解析するためだけに、libfoo.a を検索するように、リンカーに指示しています。libfoo.a は、file2.c または file3.c のシンボルリファレンスを解析するためには、使用できません。

注 - 原則として、コマンド行の最後にアーカイブを指定するのが最善の方法です。ただし、最後にアーカイブを配置するには、複数の定義を重複させる必要がある場合は除きます。

リンカーが検索するディレクトリ

ここまでの例はすべて、リンカーが、コマンド行上にリストされたライブラリを検索する場所を認識していることを前提としていました。デフォルトでは、リンカー

がライブラリを検索するディレクトリとして認識しているのは、2 つの標準的な場所で、32 ビットのリンク編集では /usr/ccs/lib と /usr/lib、または 64 ビット SPARCV9 リンク編集では /usr/lib/sparcv9 です。これ以外のディレクトリを検索させたい場合には、これをリンカーの検索パスに明示的に付加する必要があります。

リンカー検索パスを変更するには、コマンド行オプションを使用するか、または環境変数を使用する、2 種類の方法があります。

コマンド行オプションの使用

–L オプションを使用すると、ライブラリ検索に新しいパス名を追加できます。このオプションは、コマンド行上で遭遇したその地点で、検索パスに影響を与えます。たとえば、次のコマンドは、

```
$ cc -o prog main.o -Lpath1 file1.c -lfoo file2.c -Lpath2 -lbar
```

path1 (次に /usr/ccs/lib と /usr/lib) を検索し、libfoo を検出しますが、libbar を検出する場合は、path1 と path2 (次に /usr/ccs/lib と /usr/lib) を検索します。

–L オプションを使用して定義されたパス名は、リンカー専用で、実行時リンカーが使用するために作成される出力ファイルイメージ内には記録されません。

注 - カレントディレクトリ内のライブラリの検索にリンカーを使用する場合は、–L を指定する必要があります。ピリオド (.) を使用して、カレントディレクトリを示すことができます。

–Y オプションを使用すると、リンカーが検索するデフォルトのディレクトリを変更できます。このオプションに指定する引数は、ディレクトリのリストをコロンで区切った書式で示します。たとえば、次のコマンドは、

```
$ cc -o prog main.c -YP,/opt/COMPILER/lib:/home/me/lib -lfoo
```

ディレクトリ /opt/COMPILER/lib と /home/me/lib 内だけを調べて libfoo を検索します。–Y オプションを使用して指定したディレクトリは、–L オプションを使用して補足できます。

環境変数の使用

コロンで区切られたディレクトリリストをとる環境変数 LD_LIBRARY_PATH を使用しても、リンカーのライブラリ検索パスを付加できます。この最も一般的な書式 LD_LIBRARY_PATH では、セミコロンで区切られた 2 つのディレクトリリストをとります。最初のリストは、コマンド行上に指定されたリストよりも前に検索され、2 番めのリストはコマンド行上のリストよりもあとに検索されます。 64 ビットオブジェクトを処理ときには、アクティブな LD_LIBRARY_PATH 設定を上書きする LD_LIBRARY_PATH_64 環境変数もあります。

ここでは、LD_LIBRARY_PATH の設定と、いくつかの –Lオプションを指定したリンカーの呼出しを組み合わせています。

```
$ LD_LIBRARY_PATH=dir1:dir2;dir3
$ export LD_LIBRARY_PATH
$ cc -o prog main.c -Lpath1 ... -Lpath2 ... -Lpathn -lfoo
```

有効な検索パスは、

dir1:dir2:path1:path2... pathn:dir3:/usr/ccs/lib:/usr/lib

です。

LD_LIBRARY_PATH 定義の一部にセミコロンが指定されてない場合は、指定されたディレクトリリストは、–L オプションのあとで解釈されます。次に例を示します。

```
$ LD_LIBRARY_PATH=dir1:dir2
$ export LD_LIBRARY_PATH
$ cc -o prog main.c -Lpath1 ... -Lpath2 ... -Lpathn -lfoo
```

ここでは、有効な検索パスは次のとおりです。

path1:path2... pathn:dir1:dir2:/usr/ccs/lib:/usr/lib

注 - この環境変数は、実行時リンカーの検索パスを拡張する場合にも使用できます (詳細については、50ページの「実行時リンカーによって検索されるディレクトリ」を参照してください)。この環境変数がリンカーに影響しないようにするには、–i オプションを使用します。

実行時リンカーが検索するディレクトリ

実行時リンカーが、`/usr/lib`、または `/usr/lib/sparcv9` (64 ビット SPARCV9 ライブラリ) ライブラリを検出する場所として認識する標準的な場所は 1 つだけです。この他のディレクトリを検索する場合は、実行時リンカーの検索パスに明示的に追加する必要があります。

動的な実行可能プログラムまたは共有オブジェクトは、付加された共有オブジェクトとリンクされ、これらの共有オブジェクトは、実行時リンカーによるプロセスの実行中に再び配置される必要がある従属物として記録されます。リンク編集中には、1 つまたは複数のパス名を出力ファイル内に記録できます。これらのパス名は、実行時リンカーが共有オブジェクトの従属物を検索する場合に使用されます。この記録されたパス名は、「実行パス」と呼ばれます。

注 - 実行時リンカーのライブラリ検索パスをどのように修正したとしても、その最後の構成要素は、必ず `/usr/lib` になります。

コロンで区切られたディレクトリリストをともなう、`–R` オプションを使用すると、動的実行可能プログラムまたは共有ライブラリ内に実行パスを記録できます。次に例を示します。

```
$ cc -o prog main.c -R/home/me/lib:/home/you/lib -Lpath1 \
-Lpath2 file1.c file2.c -lfoo -lbar
```

上記の例では、動的実行可能プログラム `prog` 内に、実行パス `/home/me/lib:/home/you/lib` が記録されます。実行時リンカーは、共有オブジェクトの依存関係を配置する場合に、これらのパスを使用してから、デフォルトのロケーション `/usr/lib` を使用します。この場合、この実行パスは、`libfoo.so.1` と `libbar.so.1` の配置に使用されます。

リンカーは、複数の `–R` オプションを受け取り、コロンで区切られたこれらの指定内容をそれぞれ結合します。そのため、上記の例は、次のようにも示すこともできます。

```
$ cc -o prog main.c -R/home/me/lib -Lpath1 \
-R/home/you/lib -Lpath2 file1.c file2.c -lfoo -lbar
```

注 - –R オプションを指定することによる履歴的に代替とは、環境変数 LD_RUN_PATH を設定して、リンカーがこれを使用できるようにすることです。LD_RUN_PATH および –R の適用範囲と機能は全く同じですが、この両方を指定した場合は、–R によって LD_RUN_PATH は上書きされます。

セクションの初期設定と終了

.init と .fini セクションタイプを使用すると、実行時の初期設定および終了処理が行えます。これらのセクションタイプは、他のセクションと同様に入力再配置可能オブジェクトから結合されます。ただし、コンパイラドライバからも、入力ファイルリストの冒頭部分と末尾に付加する追加ファイルの一部として、.init と .fini を指定できます。

これらのファイルには、.init および .fini コードを、それぞれ予約シンボル名 _init と _fini のにより識別される個別の機能にカプセル化する効果があります。

動的実行可能プログラムまたは共有オブジェクトを構築すると、リンカーにより出力ファイルのイメージ内のこれらのシンボルアドレスが記録されます。そのため、初期設定および終了処理中は、動的実行可能プログラムまたは共有オブジェクトは実行時リンカーによって呼び出すことができます。これらのセクションの実行時処理の詳細については、62ページの「初期設定および終了ルーチン」を参照してください。

.init と .fini セクションの作成は、アセンブラを使用して直接実行できます。あるいは、コンパイラの中にはその宣言を単純化するための特別なプリミティブを提供しているものもあります。たとえば、次のコードセグメントの結果、関数 foo に対する「呼び出し」が .init セクション内に配置され、関数 bar に対する「呼び出し」が .fini セクション内に配置されます。

```
#pragma init (foo)
#pragma fini (bar)
foo()
{
    /* Perform some initialization processing. */
    ......
}

bar()
{
```

(続く)

続き

```
    /* Perform some termination processing. */
    .......
}
```

共有オブジェクトとアーカイブライブラリの両方に組み込むことができる、初期設定コードと終了コードの設計をするときには注意が必要です。このコードが、アーカイブライブラリ内のいくつかの再配置可能オブジェクト全体に分散された場合、このアーカイブを使用したアプリケーションのリンク編集は、モジュールの一部しか抽出できないため、初期設定コードと終了コードの一部だけしか抽出できません。そして実行時に、コードのこの部分だけが実行されます。

共有オブジェクトがアプリケーションの依存関係の一つとして対応付けされている場合は、共有オブジェクトに対して構築された同じアプリケーションには、実行時に実行される、累積した初期設定コードと終了コードがすべて入っています。

また、`.init` コードが、`dldump(3X)` を使用してメモリーをダンプできる動的オブジェクトとともに組み込まれている場合は、データの初期設定は独立させることをお勧めします。

シンボルの処理

入力ファイルの処理中に、入力再配置可能オブジェクトから局所シンボルが出力ファイルイメージに渡されます。大域シンボルはすべて、リンカーの内部に蓄積されます。この内部のシンボルテーブルは、処理される新しい大域シンボルのエントリごとに検索され、過去の入力ファイルで、同じ名前のシンボルに遭遇したことがあるかどうかが判別されます。同じ名前のシンボルに遭遇したことがある場合には、2 つのシンボルのうちどちらを保持するかを決定するために、シンボル解析プロセスが呼び出されます。

入力ファイル処理の完了時に、シンボル解析中に深刻なエラー状態が発生しなかった場合は、リンカーは、リンク編集の失敗を招く、結合されていないシンボルリファレンス (未定義シンボル) が残ってないかどうか判別します。

最後に、リンカーの内部シンボルテーブルが、作成されるイメージのシンボルテーブルに追加されます。

次の項では、シンボル解析と未定義シンボルの処理について詳しく説明します。

シンボル解析

シンボル解析は、簡単で直感的に分かるものから、複雑で当惑するようなものまで、すべての範囲を実行します。解析は、リンカーによって自動的に実行されるか、警告診断プログラムを伴って表示されるか、またはその結果、重大なエラー状態になります。

2 つのシンボルの解析は、シンボルの属性、シンボルを入手したファイルのタイプおよび生成されるファイルのタイプによって異なります。シンボルの属性についての詳細は、202ページの「シンボルテーブル」を参照してください。ただし、以下に説明するシンボルタイプは、識別する価値のある 3 つの基本的なシンボルタイプです。

未定義シンボル

このシンボルは、ファイル内で参照されましたが、記憶領域アドレスが割り当てられていません。

未確定シンボル

このシンボルは、ファイル内で作成されましたが、まだサイズが決められていないか、または記憶領域内に割り当てられていません。このようなシンボルは、初期化されていない C シンボル、または FORTRAN COMMON ブロックとしてファイル内に表示されます。

定義シンボル

このシンボルは、作成されてからファイル内の記憶領域アドレスおよびスペースが割り当てられています。

この最も単純な形式においては、シンボル解析には優先度関係の使用が伴います。つまり、定義シンボルは未確定シンボルよりも優先され、次に未確定シンボルは、未定義シンボルよりも優先されます。

次の C コードの例では、これらのシンボルタイプがどのようにして生成されるかを示しています (未定義シンボルには接頭辞 u_ が、未確定シンボルには接頭辞 t_ が、定義シンボルには接頭辞 d_ がそれぞれ付いています)

```
$ cat main.c
extern int      u_bar;
extern int      u_foo();

int             t_bar;
int             d_bar = 1;

d_foo()
{
        return (u_foo(u_bar, t_bar, d_bar));
}
$ cc -o main.o -c main.c
$ nm -x main.o

[Index]   Value      Size      Type  Bind  Other Shndx   Name
...............
[8]      |0x00000000|0x00000000|NOTY |GLOB |0x0  |UNDEF  |u_foo
[9]      |0x00000000|0x00000040|FUNC |GLOB |0x0  |2      |d_foo
[10]     |0x00000004|0x00000004|OBJT |GLOB |0x0  |COMMON |t_bar
[11]     |0x00000000|0x00000000|NOTY |GLOB |0x0  |UNDEF  |u_bar
[12]     |0x00000000|0x00000004|OBJT |GLOB |0x0  |3      |d_bar
```

単純な解析

このシンボル解析は、群をぬいて最もよく使用されるもので、類似した特徴を持つ 2 つのシンボルが削除された場合や、1 つのシンボルが他のシンボルよりも優先される場合に実行されます。このシンボル解析は、リンカーによって自動的に実行されます。たとえば、同じ結びつきを伴う複数のシンボルでは、あるファイルから未定義シンボルへのリファレンスは結合されるか、または他のファイルからの定義シンボルまたは未確定シンボル定義によって満たされます。あるいは、あるファイルからの未確定シンボル定義は、他のファイルからの定義シンボルの定義に結合されます。

解析を受けるシンボルは、大域結合またはウィーク結合されます。ウィーク結合の方が、大域結合よりも優先度が低くなります。そのため、異なる結びつきを伴うシンボルは、基本規則のわずかな変更に従って解析されます。しかし、まず初めに、シンボルがどのように作成されるかを紹介しましょう。

ウィークシンボルは、個別に定義するか、または pragma 定義を使用して大域シンボルの別名として定義できます。

```
$ cat main.c
#pragma weak    bar
#pragma weak    foo = _foo

int             bar = 1;

_foo()
```

(続く)

```
{
        return (bar);
}
$ cc -o main.o -c main.c
$ nm -x main.o

[Index]   Value      Size      Type  Bind  Other Shndx   Name
...............
[7]      |0x00000000|0x00000004|OBJT |WEAK |0x0   |3      |bar
[8]      |0x00000000|0x00000028|FUNC |WEAK |0x0   |2      |foo
[9]      |0x00000000|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0   |2      |_foo
```

ウィークの別名 foo に、大域シンボル _foo と同じ属性が割り当てられていることに注意してください。この関係は、リンカーによって保持され、その結果、シンボルには出力イメージ内の同じ値が割り当てられます。

シンボル解析においては、ウィーク定義シンボルは、同じ名前の大域定義によって自動的に上書きされます。

単純なシンボル解析のこの他の形式は、再配置可能オブジェクトと共有オブジェクト間、または複数の共有オブジェクト間に発生し、挿入と呼ばれます。このような場合、シンボルが複数回定義されている場合、リンカーにより、再配置可能オブジェクト、または複数の共有オブジェクト間の最初の定義が自動的に採用されます。再配置可能オブジェクトの定義、または最初の共有オブジェクトの定義は、他のすべての定義上に挿入するといわれます。この挿入を使用すると、1 つの共有オブジェクト、動的実行可能プログラム、または他の共有オブジェクトによって提供された機能を上書きできます。

ウィークシンボルと挿入の組み合わせることにより、非常に有用なプログラミングテクニックを使用できます。たとえば、標準 C ライブラリは、再定義可能ないくつかのサービスを提供していますが、ANSI C は、システム上になければならない一連の標準サービスを定義し、厳密に適合するプログラム内に置き換えることはできません。

たとえば、関数 fread(3S) は、ANSI C ライブラリの関数ですが、関数 read(2) は、ANSI C ライブラリの関数ではありません。適合する ANSI C プログラムは、read(2) を再定義でき、予測できる方法で fread(3S) を使用できなければなりません。

ここでの問題は、read(2) は、標準 C ライブラリ内に fread(3S) を実装する基盤になるため、read(2) を再定義するプログラムは、fread(3S) の実装を間違える

可能性があるのではないかと思われます。このような間違いをなくすためには、ANSI C は、実装には、そこに予約されていない名前は使用できないように指定します。さらに、以下に示す pragma 指示語を使用することにより、

```
#pragma weak read = _read
```

ちょうどこの予約名を定義できます。また、この予約名から、関数 read(2) の別名が生成されます。こうすることにより、ユーザーは、fread(3S) の実装に妥協することなく、自分専用の read() 関数を自由に定義できます。

標準 C ライブラリの、共有オブジェクトまたはアーカイブバージョンのどちらにリンクしている場合でも、ユーザーによる read() の再定義に対するリンカーからのクレームはありません。前者の場合には、挿入によって方法が決められ、後者の場合には、read(2) の C ライブラリの定義をウィークにすることにより、自動的に上書き可能になります。

リンカーの –m オプションを使用すると、挿入されるすべてのシンボルリファレンスのリストが、セクションの読み込みアドレス情報とともに標準出力に書き込まれます。

複雑な解析

複雑な解析は、同じ名前を持つ 2 つのシンボルが、異なる属性とともに検出された場合に発生します。この場合、リンカーは最も適切なシンボルを選択し、そのシンボル、対立する属性、およびそのシンボル定義を取り出したファイルの ID を示す警告メッセージを生成します。次に例を示します。

```
$ cat foo.c
int array[1];

$ cat bar.c
int array[2] = { 1, 2 };

$ cc -dn -r -o temp.o foo.c bar.c
ld: warning: symbol ‘array’ has differing sizes:
        (file foo.o value=0x4; file bar.o value=0x8);
        bar.o definition taken
```

ここで、データ項目の配列の定義が指定された 2 つのファイルでは、サイズの必要条件が異なっています。シンボル配列の必要条件が異なる場合には、同様の診断プログラムが作成されます。この 2 つのケースの場合、リンカーの –t オプションを使用すると、診断プログラムを抑制できます。

この他の属性形式の違いに、シンボルの「タイプ」があります。次に例を示します。

```
$ cat foo.c
bar()
{
        return (0);
}
$ cc -o libfoo.so -G -K pic foo.c
$ cat main.c
int     bar = 1;

main()
{
        return (bar);
}
$ cc -o main main.c -L. -lfoo
ld: warning: symbol 'bar' has differing types:
        (file main.o type=OBJT; file ./libfoo.so type=FUNC);
        main.o definition taken
```

ここで、シンボル bar() は、データ項目と関数の両方として定義されています。

注 - このコンテキスト内の型とは、ELF で表されたシンボルタイプのことです。このシンボルタイプは、まったく手を加えられていない場合を除いて、プログラミング言語が使用するデータ型には関連していません。

このような場合には、再配置可能オブジェクトと共有オブジェクト間で解析が発生したときには、再配置可能オブジェクトの定義がとられます。または、2 つの共有オブジェクト間で解析が発生した場合には、最初の共有オブジェクトの定義がとられます。このような解析が異なる結合間 (「ウィーク」または「大域」) で発生すると、警告メッセージも同時に作成されます。

リンカーの -t オプションを使用しても、シンボルタイプ間の不一致は抑制できません。

重大な解析

解析できないシンボルの重複によって、重大なエラー状態が発生します。この場合、シンボルを入手したファイルの名前と同時に、そのシンボル名を指摘した適切なエラーメッセージが表示されて、出力ファイルは生成されません。この重大なエラー状態によってリンカーは停止しますが、すべての入力ファイルの処理が、まず最初に完了します。この要領で、重大な解析エラーをすべて識別できます。

最も一般的な、重大エラー状態は、2 つの再配置可能オブジェクトが両方とも同じ名前のシンボルを定義していて、どちらのシンボルもウィーク定義ではない場合に発生します。

```
$ cat foo.c
int bar = 1;

$ cat bar.c
bar()
{
        return (0);
}

$ cc -dn -r -o temp.o foo.c bar.c
ld: fatal: symbol 'bar' is multiply defined:
        (file foo.o and file bar.o);
ld: fatal: File processing errors. No output written to int.o
```

ここで、`foo.c` と `bar.c` には、シンボル `bar` に対する重複する定義があります。リンカーは、どちらを優先すべきか判別できないため、通常、この処理は放棄されます。ただし、リンカーの `-z muldefs` オプションを使用すると、このエラー状態を防ぐことができ、リンカーが、最初のシンボル定義をとるように設定できます。

未定義シンボル

すべての入力ファイルを読み取り、シンボル解析がすべて完了すると、リンカーは、シンボル定義に結合されていないシンボルリファレンスの内部シンボルテーブルを検索します。これらのシンボルリファレンスは、未定義シンボルと呼ばれます。これらの未定義シンボルがリンク編集処理に及ぼす影響は、生成される出力ファイルのタイプや、場合によってはシンボルのタイプによって異なります。

実行可能ファイルの作成

リンカーが実行可能ファイルを作成しているときは、リンカーのデフォルトの動作は、シンボルを定義されないままにする必要がある適切なエラーメッセージを表示して、リンク編集を終了させることです。次のように、再配置可能オブジェクト内のシンボル「リファレンス」が、シンボル「定義」と絶対に一致しない場合に、シンボルは定義されないままの状態になります。

```
$ cat main.c
extern int foo();
main()
{
        return (foo());
}

$ cc -o prog main.c
Undefined           first referenced
 symbol                 in file
foo                     main.o
ld: fatal: Symbol referencing errors. No output written to prog
```

これと同様の方法で、共有オブジェクトが動的実行可能プログラムを構築するために使用されているときに、共有オブジェクト内のシンボルリファレンスが、シンボル定義と絶対に一致しない場合は、このシンボルリファレンスも未定義シンボルになります。

```
$ cat foo.c
extern int bar;
foo()
{
        return (bar);
}

$ cc -o libfoo.so -G -K pic foo.c
$ cc -o prog main.c -L. -lfoo
Undefined           first referenced
 symbol                 in file
bar                     ./libfoo.so
ld: fatal: Symbol referencing errors. No output written to prog
```

上記の例のような場合に、未定義シンボルを許可するには、リンカーの -z nodefs オプションを使用することにより、重大なエラー状態を防ぐことができます。

注 - -z nodefs オプションを使用する場合は、注意が必要です。処理の実行中に使用できないシンボルリファレンスが要求されると、重大な実行時再配置エラーが発生します。このエラーは、初期化の実行中とアプリケーションのテスト中に検出できますが、実行パスが複雑であるために起こったこのエラー状態は、検出に時間がかかり、時間と費用が浪費される場合にがあります。

シンボルは、再配置可能オブジェクト内のシンボルリファレンスが、暗黙の内に定義された共有オブジェクト内のシンボル定義に結合されている場合にも、未定義シンボルのままになる場合があります。たとえば、上記の例で使用したファイル main.c および foo.c に以下のように続く場合。

```
$ cat bar.c
int bar = 1;

$ cc -o libbar.so -R. -G -K pic bar.c -L. -lfoo
$ ldd libbar.so
        libfoo.so =>     ./libfoo.so

$ cc -o prog main.c -L. -lbar
Undefined           first referenced
 symbol                 in file
foo                     main.o  (symbol belongs to implicit \
                        dependency ./libfoo.so)
ld: fatal: Symbol referencing errors. No output written to prog
```

ここで、prog は、libbar.so への明示的なリファレンスを使用して構築されます。また、libbar.so には libfoo.so への依存性があるため、prog から libfoo.so への暗黙的なリファレンスが確立します。

main.c は、libfoo.so によって作成されたインタフェースへの特定のリファレンスを実行するため、prog は、実際に libfoo.so に依存性を持つことになります。ただし、生成される出力ファイル内に記録されるのは、明示的な共有オブジェクトの依存関係だけです。そのため、libbar.so の新しいバージョンが開発され、libfoo.so への依存性がなくなった場合、prog は実行に失敗します。

この理由から、このタイプのバインディングは重大であると考えられ、暗黙的な参照は、prog のリンク編集中にライブラリを直接参照することにより、明示的に実行される必要があります (この例で示した重大なエラーメッセージ内に必要なリファレンスのヒントがあります)。

Sun C コンパイラでは、64 ビット SPARCV9 オブジェクトのコンパイル用に、–xarch=v9 オプションを提供しています。このリンカーには、64 ビットのリンク編集を実行するように命令する、明示的なオプションがありません。その代わりに、コマンド行上に指定された最初のオブジェクトを調べ、その ELF タイプを使用して進行方法を決定します。

共有オブジェクトの生成

リンカーが共有オブジェクトを生成する場合、デフォルトにより、未定義シンボルをリンク編集の末尾に残すことができます。これにより、共有オブジェクトはシンボルを、動的実行可能プログラムの構築に使用する場合、再配置可能オブジェクトまたは他の共有オブジェクトのどちらからでもインポートできます。リンカーの –z defs オプションを使用すると、未定義シンボルが残っていた場合に、強制的に重大エラーにすることができます。

通常、自己組み込み共有オブジェクトは、外部シンボルへのすべてのリファレンスは名前の付いた依存関係によって満たされ、最大の柔軟性が提供がされます。この場合の共有オブジェクトは、共有オブジェクトの必要条件を満たす依存関係を判別し、確立したユーザー以外の、多数のユーザーによって使用されます。

ウィークシンボル

生成中の出力ファイルタイプがどのようなタイプであっても、リンク編集中に結合されないウィークシンボルリファレンスにより、重大なエラー状態が発生します。

静的実行可能プログラムを生成中の場合は、シンボルは絶対シンボルに変換され、ゼロの値が割り当てられます。

動的実行可能プログラムまたは共有オブジェクトの作成中の場合は、シンボルは定義されていないウィークリファレンスとして残されます。プロセスの実行中に、実行時リンカーがこのシンボルを検索し、一致が検出されない場合は、重大な実行時再配置エラーを生成する代わりに、そのリファレンスをゼロのアドレスに結合します。

従来は、これらの定義されていないウィークリファレンスシンボルは、機能の存在をテストするためのメカニズムとして使用されていました。たとえば、次の C コードフラグは、共有オブジェクト `libfoo.so.1` 内で次のように使用されていました。

```
#pragma weak    foo

extern  void    foo(char *);

void
bar(char * path)
{
        void (* fptr)();

        if ((fptr = foo) != 0)
                (* fptr)(path);
}
```

アプリケーションがリファレンス `libfoo.so.1` で構築されると、シンボル `foo` の定義が検出されたかどうかに関係なく、リンク編集は、正常に完了します。アプリケーションの実行中に、機能アドレスが非ゼロをテストすると、その機能が呼び出されます。ただし、シンボル定義が検出されない場合には、機能アドレスはゼロをテストするため、その機能は呼び出されません。

ただし、コンパイルシステムは、定義されないセマンティクスを保持しながら、このアドレスの比較テクニックを参照します。その結果、テストステートメントは最

適化処理によって削除されます。さらに、実行時シンボルの結合メカニズムでは、このテクニックの使用にこれ以外の制限も加え、これにより、すべての動的オブジェクトが整合性のあるモデルを使用できる状態ではなくなります。

ユーザーは、この方法で定義されていないウィークリファレンスを使用することをやめ、その代わりに RTLD_DEFAULT フラグを指定した dlsym(3X) を使用してシンボルの存在テストを行うことをお勧めします (77ページの「機能のテスト」 を参照してください)。

出力ファイル内の未確定シンボル順序

入力ファイルの追加は、通常、その追加の順に出力ファイルに表示されます。ただし、未確定シンボルとそれに関連する記憶領域を処理するときに、例外が発生します。未確定シンボルは、その解析が完了するまで完全に定義されません。再配置可能オブジェクトからの定義シンボルに遭遇すると、解析が実行されます。すると、表示される順序は、定義を調べるために実行された結果になります。

シンボルグループの順序を制御したい場合には、未確定定義は、ゼロで初期化されたデータ項目に際定義する必要があります。たとえば、次のような未確定定義をすると、出力ファイル内のデータ項目が、ソースファイル foo.c に記述された元の順序と比較されて再配列されます。

```
$ cat foo.c
char A_array[0x10];
char B_array[0x20];
char C_array[0x30];
$ cc -o prog main.c foo.c
$ nm -vx prog | grep array
[32]    |0x00020754|0x00000010|OBJT |GLOB |0x0  |15  |A_array
[34]    |0x00020764|0x00000030|OBJT |GLOB |0x0  |15  |C_array
[42]    |0x00020794|0x00000020|OBJT |GLOB |0x0  |15  |B_array
```

これらのシンボルを、初期化されたデータ項目として定義することにより、入力ファイル内のこれに関連したシンボルの配列が、出力ファイル内にも持ち越されます。

```
$ cat foo.c
char A_array[0x10] = { 0 };
char B_array[0x20] = { 0 };
char C_array[0x30] = { 0 };
$ cc -o prog main.c foo.c
```

(続く)

続き

```
$ nm -vx prog | grep array
[32]     |0x000206bc|0x00000010|OBJT |GLOB |0x0   |12   |A_array
[42]     |0x000206cc|0x00000020|OBJT |GLOB |0x0   |12   |B_array
[34]     |0x000206ec|0x00000030|OBJT |GLOB |0x0   |12   |C_array
```

追加シンボルの定義

シンボルを入力ファイルから提供することに加えて、ユーザーは、リンク編集に、追加のシンボルリファレンスまたは定義を指定できます。最も簡単な形式で、シンボルリファレンスは、リンカーの –u オプションを使用して作成できます。より柔軟性の高いものは、リンカーの –M オプションと、それに関連した、シンボルリファレンスと種々のシンボル定義を定義できる mapfile を使用して作成できます。

–u オプションを指定すると、リンク編集コマンド行からシンボルリファレンスを作成するためのメカニズムが使用できます。このオプションは、リンク編集をすべてアーカイブから実行する場合に使用でき、また、複数のアーカイブから抽出するオブジェクトの選択における柔軟性を向上させることができます (アーカイブの抽出については、14ページの「アーカイブ処理」の項を参照してください)。

たとえば、動的実行可能プログラムの生成を、シンボル foo と bar へのリファレンスを実行する再配置可能オブジェクト main.o から抽出してみましょう。この場合、lib1.a 内に組み込まれた再配置可能オブジェクト foo.o からシンボル定義 foo を入手し、さらに lib2.a 内に組み込まれた再配置可能オブジェクト bar.o からシンボル定義 bar を入手します。

ただし、アーカイブ lib1.a にも、シンボル bar を定義する再配置可能オブジェクトが組み込まれています (lib2.a に提供されたものとは機能的に異なると仮定した場合)。必要なアーカイブ抽出を指定する場合は、次のようなリンク編集を使用できます。

```
$ cc -o prog -L. -u foo -l1 main.o -l2
```

ここで、–u オプションは、シンボル foo へのリファレンスを生成します。このリファレンスによって、再配置可能オブジェクト foo.o がアーカイブ lib1.a から抽出されます。シンボル bar への最初のリファレンスは、lib1.a が処理されてから生じる main.o 内で実行されるため、再配置可能オブジェクト bar.o はアーカイブ lib2.a から入手されます。

注 - この単純な例では、lib1.a からの 再配置可能オブジェクト foo.o は、シンボル bar の直接的または間接的な参照は行いません。この参照を行な った場合、再配置可能オブジェクト bar.o は、その処理中に、lib1.a から抽出されます (アーカイブを処理するリンカーの多重パスについては、14ページの「アーカイブ処理」の項を参照してください)。

より広範囲なシンボル定義のセットは、リンカーの –M オプションと関連する mapfile を使用して入手できます。これらの mapfile エントリの構文は次のとおりです。

```
[ name ] {
     scope:
            symbol [ = [ type ] [ value ] [ size ] ];
} [ dependency ];
```

name

このシンボル定義のセットのラベルは、もしあれば、イメージ内のバージョン定義を識別できます。詳細については、第 5 章を参照してください。

scope

生成される出力ファイル内のシンボルのバインディングの可視性を示しています。これには、値 local (局所) または global (大域) のいずれかが入ります。mapfile で定義されたすべてのシンボルは、リンク編集プロセス中に、scope (スコープ) 内で global (大域) として処理されます。つまり、これらのシンボルは、入力ファイルのいずれかから入手された、同じ名前の他のシンボルに対して解析されます。ただし、local (局所) scope として定義シンボルは、生成される実行可能プログラムまたは共有オブジェクトのファイル内の局所結合が指定されたシンボルに変更されます。

symbol

要求されたシンボルの名前です。この名前のあとに、シンボル属性が付いていない場合には、シンボルリファレンスの作成になります。このリファレンスは、この項の最初に説明した –u オプションを使用して生成するリファレンスとまったく同じものです。このシンボル名にオプションの 「=」文字が付いている場合には、シンボル定義は、関連する属性を使用して生成されます。

local スコープ内では、このシンボル名は、特別な 「auto-reduction」(自動縮小) 指示語「*」とし定義できます。この指示語を使用すると、すべての大域シンボル（mapfile 内に global と明示的に定義されていないもの） に、生成される実行可能プログラムまたは共有オブジェクトファイル内で、局所結合を受け取ります。

type

シンボルのタイプ属性を示します。また、ここには、data、function、または common のいずれかが入ります。最初の 2 つのタイプ属性の結果は、絶対的なシンボル定義になります (202ページの「シンボルテーブル」を参照してください)。後者のタイプ属性の結果は、未確定シンボル定義になります。

value

シンボルの値属性を示し、Vnumber の書式をとります。

size

シンボルのサイズ属性を示し、Snumber の書式をとります。

dependency

この定義が継承するversion definition (バージョン定義) を示します。詳細については、第 5 章を参照してください。

バージョン定義または自動縮小のいずれかの指示語が指定されている場合、バージョン情報が作成されるイメージ内に記録されます。このイメージが実行可能プログラムまたは共有オブジェクトである場合には、シンボル縮小も適用されます。

作成されるイメージが再配置可能オブジェクトである場合は、デフォルトにより、シンボル縮小は適用されません。この場合、シンボル縮小はバージョン情報の一部として記録され、これらの縮小は、再配置可能オブジェクトが最終的に実行可能プログラムまたは共有オブジェクトの生成に使用されるときに適用されます。リンカーの –B reduce オプションを使用すると、再配置可能オブジェクトを生成するときに、強制的にシンボル縮小を実行できます。

バージョン情報の詳細については、第 5 章に記載してあります。

注 - インタフェース定義を確実に安定させるためには、シンボル名の定義に対しワイルドカードによる拡張を行わないようにします。

この項では、このあと、この mapfile 構文を使用した例をいくつか示します。

以下の例は、3 つのシンボルリファレンスを定義する方法と、これらを使用してアーカイブから構成要素を抽出する方法を示しています。このアーカイブ抽出は、複数の –u オプションをリンク編集に指定することにより実現できますが、この例では、最終的なシンボルの範囲を、局所に縮小する方法も示しています。

```
$ cat foo.c
foo()
{
        (void) printf("foo: called from lib.a\n");
}
$ cat bar.c
bar()
{
        (void) printf("bar: called from lib.a\n");
}
$ cat main.c
extern  void    foo(), bar();

main()
{
        foo();
        bar();
}
$ ar -rc lib.a foo.o bar.o main.o
$ cat mapfile
{
        local:
                foo;
                bar;
        global:
                main;
};
$ cc -o prog -M mapfile lib.a
$ prog
foo: called from lib.a
bar: called from lib.a
$ nm -x prog | egrep "main$|foo$|bar$"
[28]    |0x00010604|0x00000024|FUNC |LOCL |0x0  |7      |foo
[30]    |0x00010628|0x00000024|FUNC |LOCL |0x0  |7      |bar
[49]    |0x0001064c|0x00000024|FUNC |GLOB |0x0  |7      |main
```

大域から局所へのシンボル範囲の縮小の重要性については、39ページの「シンボル範囲の縮小」の項で説明しています。

次の例では、2 つの絶対シンボル定義を定義し、これらを使用して入力ファイル main.c からのリファレンスを解析する方法を示しています。

```
$ cat main.c
extern  int     foo();
extern  int     bar;

main()
```

```
{
        (void) printf("&foo = %x\n", &foo);
        (void) printf("&bar = %x\n", &bar);
}
$ cat mapfile
{
        global:
                foo = FUNCTION V0x400;
                bar = DATA V0x800;
};
$ cc -o prog -M mapfile main.c
$ prog
&foo = 400
&bar = 800
$ nm -x prog | egrep "foo$|bar$"
[37]    |0x00000800|0x00000000|OBJT |GLOB |0x0  |ABS    |bar
[42]    |0x00000400|0x00000000|FUNC |GLOB |0x0  |ABS    |foo
```

入力ファイルから入手される場合、関数のシンボル定義またはデータ項目は、通常、データ記憶域の要素に関連しています。mapfile 定義は、このデータ記憶域を構成するためには不十分であるため、これらのシンボルは、絶対値として残しておく必要があります。

ただし、mapfile は、common、または未確定シンボルを定義する場合にも使用できます。他のタイプのシンボル定義とは違って、未確定シンボルは、ファイル内の記憶域を占有しませんが、実行時に割り当てる記憶域の定義は行います。そのため、このタイプのシンボル定義は、作成される出力ファイルの記憶域割り当ての一因となります。

未確定シンボルの特徴は、他のシンボルタイプとは異なり、その値の属性によって、その配列条件が示される点です。mapfile 定義は、リンク編集の入力ファイルから入手された未確定定義の再配列に使用されます。

次の例では、2 つの未確定シンボルの定義を示しています。シンボル foo は、新しい記憶領域を定義しているのに対し、シンボル bar は、実際に、ファイル main.c 内の同じ未確定定義の配列を変更するために使用されます。

```
$ cat main.c
extern  int     foo;
int             bar[0x10];

main()
{
```

(続く)

```
        (void) printf("&foo = %x\n", &foo);
        (void) printf("&bar = %x\n", &bar);
}
$ cat mapfile
{
        global:
                foo = COMMON V0x4 S0x200;
                bar = COMMON V0x100 S0x40;
};
$ cc -o prog -M mapfile main.c
ld: warning: symbol 'bar' has differing alignments:
        (file mapfile value=0x100; file main.o value=0x4);
        largest value applied
$ prog
&foo = 20940
&bar = 20900
$ nm -x prog | egrep "foo$|bar$"
[37]    |0x00020900|0x00000040|OBJT |GLOB |0x0  |16     |bar
[42]    |0x00020940|0x00000200|OBJT |GLOB |0x0  |16     |foo
```

注 - このシンボル解析の診断は、リンカーの –t オプションを使用すると表示されません。

シンボル範囲の縮小

前の項では、mapfile 内のローカル範囲を持つように定義シンボル定義を使用して、シンボルの最終的な結合を縮小する方法を示しました。このメカニズムは、入力の一部として生成されたファイルを使用する、将来のリンク編集に対するシンボルの可視性を削減するという重要な役割を果たします。実際、このメカニズムは、ファイルのインタフェースの厳密な定義をするために提供されているため、他のユーザーに対して、機能の使用を制限できます。

たとえば、簡単な共有オブジェクトを、ファイル foo.c と bar.c から生成するとします。ファイル foo.c には、他のユーザーも使用できるように設定するサービスを提供する大域シンボル foo が組み込まれています。ファイル bar.c には、共有オブジェクトの根底となるインプリメンテーションを提供するシンボル bar と str が組み込まれています。簡単に構成された共有オブジェクトは、通常、これらの 3 つのシンボルすべてには、次のように大域範囲が指定されています。

```
$ cat foo.c
extern  const char *    bar();

const char * foo()
{
        return (bar());
}
$ cat bar.c
const char * str = "returned from bar.c";

const char * bar()
{
        return (str);
}
$ cc -o lib.so.1 -G foo.c bar.c
$ nm -x lib.so.1 | egrep "foo$|bar$|str$"
[29]    |0x000104d0|0x00000004|OBJT |GLOB |0x0  |12     |str
[32]    |0x00000418|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |6      |bar
[33]    |0x000003f0|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |6      |foo
```

このようにすると、この共有オブジェクトが提供する機能を、他のアプリケーションのリンク編集の一部として使用できます。シンボル foo へのリファレンスは、共有オブジェクトによって提供されたインプリメンテーションに結合されます。

大域結合により、シンボル bar と str への直接リファレンスも可能ですが、これは、危険な結果を招く場合があります。それは、ユーザーが、関数 foo の基礎となるインプリメンテーションをあとから変更すると、それが原因で、知らないうちに、bar または str に結合された既存のアプリケーションが失敗または誤作動を起こします。

この他の、シンボル bar と str の大域結合の結果、同じ名前のシンボルによって、割り込みすることが可能になります (共有オブジェクト内へのシンボルの割り込みについては、25ページの「単純な解析」 の項で説明しています)。この割り込みは、意図的に行うことができ、これを使用することにより、共有オブジェクトが提供する目的の機能を取り囲むことができます。また反対に、この割り込みは、同じ共通のシンボル名をアプリケーションと共有オブジェクトの両方に使用した結果として、知らないうちに実行される場合もあります。

共有オブジェクトを開発する場合は、シンボル bar と str の範囲を局所結合に縮小して、このような事態から保護することができます。次に例を示します。

```
$ cat mapfile
{
        local:
                bar;
                str;
};
```

```
$ cc -o lib.so.1 -M mapfile -G foo.c bar.c
$ nm -x lib.so.1 | egrep "foo$|bar$|str$"
[27]     |0x000003dc|0x00000028|FUNC |LOCL |0x0  |6      |bar
[28]     |0x00010494|0x00000004|OBJT |LOCL |0x0  |12     |str
[33]     |0x000003b4|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |6      |foo
```

ここでは、シンボル bar と str は、共有オブジェクトのインタフェースの一部としては使用できません。そのため、これらのシンボルは、外部のオブジェクトによって、参照されることができず、または、割り込みも不可能です。ユーザーは、インタフェースをこの共有オブジェクト用に効果的に定義できます。インプリメンテーションの基礎となる詳細を隠している間は、このインタフェースを管理できます。

このようなシンボル範囲の縮小には、この他にもパフォーマンスにおける利点があります。実行時に必要だったシンボル bar と str に対するシンボルの再配置は、現在は、関連する再配置に縮小されます。これにより、実行時の、共有オブジェクトの初期設定と処理のオーバヘッドが削減されます (シンボル再配置のオーバーヘッドの詳細は、108ページの「再配置を実行する場合」の項を参照してください)。

リンク編集間で処理されるシンボル数が多くなると、mapfile 内で各ローカル範囲への縮小を定義する能力の維持が困難になります。その代わりとなる、より柔軟性のあるメカニズムを使用すると、共有オブジェクトインタフェースを、保持する必要がある大域シンボルとして定義でき、他のシンボルはすべて局所結合に縮小するようにリンカーに指示できます。このメカニズムは、特別な 自動縮小 指示語の「*」を使用して実行します。たとえば、前の mapfile 定義を書き換えて、foo を、生成される出力ファイル内で必要な大域シンボルとしてのみ定義します。

```
$ cat mapfile
lib.so.1.1 {
        global:
                foo;
        local:
                *;
};
$ cc -o lib.so.1 -M mapfile -G foo.c bar.c
$ nm -x lib.so.1 | egrep "foo$|bar$|str$"
[30]     |0x00000370|0x00000028|FUNC |LOCL |0x0  |6      |bar
[31]     |0x00010428|0x00000004|OBJT |LOCL |0x0  |12     |str
[35]     |0x00000348|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |6      |foo
```

この例では、バージョン名 lib.so.1.1 も mapfile 指示語の一部として定義しています。このバージョン名により、ファイルのシンボルインタフェースを定義す

る、内部バージョン定義が確立されます。バージョン定義の作成は推奨されています。バージョン定義により、ファイルの展開全体を通して使用できる、内部バージョンメカニズムの基礎が形成されます。この詳細については、第 5 章を参照してください。

注 - バージョン名が指定されていないと、出力ファイル名がバージョン定義のラベル付けに使用されます。出力ファイル内に作成されたバージョン情報は、リンカーの -z noversion オプションを使用して表示しないようにできます。

バージョン名が指定されている場合は必ず、すべての大域シンボルをバージョン定義に割り当てる必要があります。バージョン定義に割り当てられていない大域シンボルが残っていると、リンカーにより重大なエラー状態が発生します。

```
$ cat mapfile
lib.so.1.1 {
        global:
                foo;
};
$ cc -o lib.so.1 -M mapfile -G foo.c bar.c
Undefined           first referenced
 symbol                 in file
str                     bar.o  (symbol has no version assigned)
bar                     bar.o  (symbol has no version assigned)
ld: fatal: Symbol referencing errors. No output written \
to lib.so.1
```

実行可能プログラムまたは共有オブジェクトを作成するときに、シンボルの縮小処理が行われると、該当するシンボルが縮小されると同時に、出力イメージ内にバージョン定義が記録されます。デフォルトにより、再配置可能オブジェクトの生成時に、バージョン定義は作成されますが、シンボルの縮小処理は行われません。その結果、シンボル縮小のシンボルエントリは、大域のまま残されます。たとえば、「自動縮小」指示語が指定された、前の mapfile と関連する再配置可能オブジェクトを使用して、シンボル縮小が表示されていない中間再配置可能オブジェクトが作成されます。

```
$ ld -o lib.o -M mapfile -r foo.o bar.o
$ nm -x lib.o | egrep "foo$|bar$|str$"
[17]     |0x00000000|0x00000004|OBJT |GLOB |0x0  |3      |str
[19]     |0x00000028|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |1      |bar
[20]     |0x00000000|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |1      |foo
```

ただし、このイメージ内に作成された「バージョン定義」は、シンボル縮小が要求されたという事実を記録します。再配置可能オブジェクトが、最終的に、実行可能プロ

グラムまたは共有オブジェクトの生成に使用されるときに、シンボル縮小が実行されます。すなわち、リンカーは、mapfile からデータを処理するのと同じ方法で、再配置可能オブジェクト内に組み込まれたシンボル縮小を読み取り、解釈します。

そのため、上記の例で作成された中間再配置可能オブジェクトは、ここで、共有オブジェクトの生成に使用されます。

```
$ cc -o lib.so.1 -M mapfile -G lib.o
$ nm -x lib.so.1 | egrep "foo$|bar$|str$"
[22]     |0x000104a4|0x00000004|OBJT |LOCL |0x0  |14     |str
[24]     |0x000003dc|0x00000028|FUNC |LOCL |0x0  |8      |bar
[36]     |0x000003b4|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |8      |foo
```

シンボル縮小は、再配置可能オブジェクトが構築されるときに、リンカーの –B reduce オプションを使用して強制的に実行されます。

```
$ ld -o lib.o -M mapfile -B reduce -r foo.o bar.o
$ nm -x lib.o | egrep "foo$|bar$|str$"
[15]     |0x00000000|0x00000004|OBJT |LOCL |0x0  |3      |str
[16]     |0x00000028|0x00000028|FUNC |LOCL |0x0  |1      |bar
[20]     |0x00000000|0x00000028|FUNC |GLOB |0x0  |1      |foo
```

出力イメージの生成

入力ファイルの処理とシンボル解析がすべて、重大なエラーが発生することもなく完了すると、リンカーは出力イメージファイルの生成を開始します。リンカーは、出力ファイルイメージを完成させるために生成する必要がある追加セクションを確立します。これには、入力ファイルからの局所シンボル定義が組み込まれたシンボルテーブルとともに、その内部シンボルテーブルから収集された大域およびウィークシンボル情報が組み込まれます。

また、実行時リンカーが必要とする、出力の再配置および動的情報セクションも組み込まれます。出力セクション情報が確立されると、出力ファイルの合計サイズが算出され、それに従って出力ファイルイメージが作成されます。

動的実行可能プログラムまたは共有オブジェクトを構築するときに、通常、2 つのシンボルテーブルが生成されます。.dynsym とその関連ストリングテーブル .dynstr には、大域シンボル、ウィークシンボル、セクションシンボルだけが組み込まれます。これらのセクションは、実行時にプロセスイメージの一部として対応

付けされる text セグメントの一部になります。これにより、実行時リンカーは、これらのセクションを読み取り、必要な再配置を実行できます。

.symtab とその関連ストリングテーブル .strtab には、入力ファイル処理から収集された「すべての」シンボルが含まれています。これらのセクションは、プロセスイメージの一部として対応付けされず、リンカーの -s オプションを使用するか、リンク編集後に strip(1) を使用して、イメージから取り除くことさえ可能です。

予約シンボルは、シンボルテーブルの生成中に作成されます。予約シンボルは、リンクプロセスに対する特別な意味を持ち、ユーザーのコードでは定義できません。

_etext

テキストセグメントのあとの最初のロケーション

_edata

初期化されたデータの最初のロケーション

_end

すべてのデータのあとの最初のロケーション

_DYNAMIC

動的情報セクション (.dynamic セクション) のアドレス

END

_end と同じですが、このシンボルには局所範囲があります (_START_ を参照)。

_GLOBAL_OFFSET_TABLE_

リンカーが提供するアドレステーブル (.got セクション) への、ポジション固有のリファレンス。このテーブルは、ポジション固有のデータリファレンスから構成されます。このデータリファレンスは、 -K pic オプションを使用してコンパイルされたオブジェクト内で発生します (詳細については、102ページの「位置に依存しないコード」 を参照してください)。

_PROCEDURE_LINKAGE_TABLE_

リンカーが提供するアドレステーブル (.plt セクション) への、ポジション固有のリファレンス。このテーブルは、ポジション固有の関数リファレンスから構成されます。このデータリファレンスは、–K pic オプションを使用してコンパイルされたオブジェクト内で発生します (詳細については、102ページの「位置に依存しないコード」 を参照してください)。

START

テキストセグメント内の最初のロケーション。このシンボルは、_END_ とともに、局所範囲を持ち、オブジェクトのアドレス範囲を確立する手段を提供します。

リンカーは、実行可能プログラムを生成する場合、追加シンボルを検出して実行可能プログラムのエントリポイントを定義します。シンボルがリンカーの –e オプションを使用して指定された場合、これが使用されます。それ以外の場合は、リンカーは予約シンボル名 _start と main を検出します。これらのシンボルが存在しない場合には、テキストセグメントの最初のアドレスが使用されます。

出力ファイルを作成すると、入力ファイルからのすべてのデータセクションは新しいイメージにコピーされます。入力ファイル内に指定された再配置は、出力イメージに適用されます。生成する必要がある新しい再配置情報に加えて、他のリンカーが生成した情報もすべて、新しいイメージに書き込まれます。

デバッギングエイド

Solaris リンカーには、デバッギングライブラリが付いていて、これを使用するとリンク編集プロセスをより詳細に監視できます。このライブラリは、ユーザー自身のアプリケーションまたはライブラリのリンク編集を理解またはデバッグする場合に役立ちます。これは、ビジュアルエイドで、このライブラリを使用して表示される情報のタイプは、定数のままであると予期されますが、この情報の正確な形式は、リリースごとにわずかに変更される場合があります。

ELF を熟知していないと、デバッギング出力のなかには見慣れないものがある場合があります。ただし、一般的な関心を惹くものが多いということはいえます。

デバッギングは、–D オプションを使用して実行できます。また、作成された出力はすべて、標準エラーに直接送信されます。このオプションは、1 つまたは複数の

トークンで拡張し、必要なデバッギングのタイプを指示する必要があります。使用できるトークンは、–Dhelp を使用して表示できます。次に例を示します。

```
$ ld -Dhelp
debug:
debug:           For debugging the link-editing of an application:
debug:                  LD_OPTIONS=-Dtoken1,token2 cc -o prog ...
debug:           or,
debug:                  ld -Dtoken1,token2 -o prog ...
debug:           where placement of -D on the command line is significant
debug:           and options can be switched off by prepending with '!'.
debug:
debug:
debug: args      display input argument processing
debug: basic     provide basic trace information/warnings
debug: detail    provide more information in conjunction with other
debug:           options
debug: entry     display entrance criteria descriptors
debug: files     display input file processing (files and libraries)
debug: help      display this help message
debug: libs      display library search paths; detail flag shows actual
debug:           library lookup (-l) processing
debug: map       display map file processing
debug: reloc     display relocation processing
debug: sections  display input section processing
debug: segments  display available output segments and address/offset
debug:           processing; detail flag shows associated sections
debug: support   display support library processing
debug: symbols   display symbol table processing;
debug:           detail flag shows resolution and linker table addition
debug: versions  display version processing
debug: got       display GOT symbol information (ld only)
```

注 - このリストは、一例で、リンカーに有用なオプションを表示しています。正確なオプションは、リリースごとに異なる場合があります。

ほとんどのコンパイラドライバは、–D オプションの解釈をその前処理フェーズ中に行うため、リンカーにこのオプションを渡すためには、LD_OPTIONS 環境変数のメカニズムが適しています。

次の例では、入力ファイルの監視方法を示しています。これは、特に、リンク編集中に、配置されたライブラリ、またはアーカイブから抽出された再配置可能オブジェクトを判別する場合に有用です。

```
$ LD_OPTIONS=-Dfiles cc -o prog main.o -L. -lfoo
............
debug: file=main.o  [ ET_REL ]
debug: file=./libfoo.a  [ archive ]
debug: file=./libfoo.a(foo.o)  [ ET_REL ]
```

```
debug: file=./libfoo.a  [ archive ] (again)
............
```

ここでは、prog のリンク編集を満足させるために、構成要素 foo.o がアーカイブライブラリ libfoo.a から抽出されています。foo.o の抽出が、その他の再配置可能オブジェクトの抽出を認めていないことを検証するために、このアーカイブが 2 回 (again) 検索されていることに注意してください。(again) が複数表示されていることによって、このアーカイブが lorder(1) と tsort(1) を使用した並び替えの候補になっていることがわかります。

シンボル トークンを使用することにより、どのシンボルによってアーカイブ構成要素が抽出されたか、また、最初のシンボルリファレンスを実行したオブジェクトを判別できます。

```
$ LD_OPTIONS=-Dsymbols cc -o prog main.o -L. -lfoo
............
debug: symbol table processing; input file=main.o  [ ET_REL ]
............
debug: symbol[7]=foo  (global); adding
debug:
debug: symbol table processing; input file=./libfoo.a  [ archive ]
debug: archive[0]=bar
debug: archive[1]=foo  (foo.o) resolves undefined or tentative symbol
debug:
debug: symbol table processing; input file=./libfoo(foo.o)  [ ET_REL ]
.............
```

ここでは、シンボル foo は、main.o によって参照され、リンカーの内部シンボルテーブルに付加されます。このシンボルリファレンスによって、再配置可能オブジェクト foo.o が、アーカイブ libfoo.a から抽出されます。

注 - この出力は、このマニュアル用に簡素化したものです。

---

detail トークンを、シンボル トークンとともに使用すると、入力ファイル処理中のシンボル解析を監視できます。

```
$ LD_OPTIONS=-Dsymbols,detail cc -o prog main.o -L. -lfoo
............
debug: symbol table processing; input file=main.o  [ ET_REL ]
............
debug: symbol[7]=foo  (global); adding
debug:   entered  0x000000 0x000000 NOTY GLOB  UNDEF REF_REL_NEED
debug:
debug: symbol table processing; input file=./libfoo.a  [ archive ]
debug: archive[0]=bar
debug: archive[1]=foo  (foo.o) resolves undefined or tentative symbol
debug:
debug: symbol table processing; input file=./libfoo.a(foo.o)  [ ET_REL ]
debug: symbol[1]=foo.c
.............
debug: symbol[7]=bar  (global); adding
debug:   entered  0x000000 0x000004 OBJT GLOB  3     REF_REL_NEED
debug: symbol[8]=foo  (global); resolving [7][0]
debug:       old  0x000000 0x000000 NOTY GLOB  UNDEF main.o
debug:       new  0x000000 0x000024 FUNC GLOB  2     ./libfoo.a(foo.o)
debug:  resolved  0x000000 0x000024 FUNC GLOB  2     REF_REL_NEED
```

ここでは、main.o からの、オリジナルの未定義シンボル foo が、アーカイブ構成要素 foo.o から抽出されたシンボル定義で上書きされます。このシンボルの詳細情報は、各シンボルの属性に反映されます。

上記の例からわかるように、デバッギングトークンのいくつかを使用すると、豊富な出力が作成されます。入力ファイルのサブセットにかかわるアクティビティだけに関心がある場合には、-D オプションを、リンク編集コマンド行内に直接配置し、オンとオフを切り替えます。次に例を示します。

```
$ ld .... -o prog main.o -L. -Dsymbols -lbar -D!synbols ....
```

ここでは、シンボル処理の表示がオンになるのは、ライブラリ libbar の処理中だけです。

注 - リンク編集コマンド行を入手するには、使用しているドライバからコンパイル行を拡張する必要があります。詳細については、11ページの「コンパイラドライバを使用する」を参照してください。

第 3 章

実行時リンカー

概要

「動的実行プログラム」の初期設定と実行の一部として、インタプリタは、アプリケーションのその依存関係への結合を完了させるために呼び出されます。Solaris では、このインタプリタを実行時リンカーと呼びます。

動的実行プログラムのリンク編集中に、特別な `.interp` セクションが、関連するプログラムのヘッダーとともに作成されます。このセクションには、プログラムのインタプリタを指定するパス名が組み込まれています。リンカーによって提供されたデフォルトの名前は、32 ビットの実行プログラムの場合は実行時リンカー `/usr/lib/ld.so.1`、64 ビット SPARCV9 実行プログラムの場合は `/usr/lib/sparcv9/ld.so.1` となります。

動的実行プログラムの実行プロセス中に (`exec(2)` を参照)、カーネルはファイル `mmap(2)` を参照) を対応付けして、プログラムのヘッダー情報 (241ページの「プログラムヘッダー」を参照) を使って、必要なインタプリタの名前を検出します。カーネルは、このインタプリタの対応付けと、インタプリタへの制御の転送を行い、同時に重要な情報を渡して、インタプリタがアプリケーションの結合を続行してからそのアプリケーションを実行できるようにします。

またアプリケーションの初期設定に加えて、実行時リンカーは、サービスを提供します。このサービスを使用すると、追加オブジェクトを対応付けして、シンボルをその中に結合することにより、アプリケーションはそのアドレススペースを拡張できます。

次に、この章で説明する、実行時リンカーの機能を簡単に紹介します。

- 実行プログラムの動的情報セクション (.dynamic) を分析し、必要な依存関係を判定する
- これらの依存関係内に配置および対応付けを行い、動的情報セクションを分析して、追加の依存関係が必要かどうか判定する
- すべての依存関係が配置および対応付けされると、実行時リンカーは必要な再配置を実行し、これらのオブジェクトをプロセスの実行に備えて結合する
- 依存関係によって作成された初期設定関数を呼び出す
- アプリケーションへの制御を渡す
- アプリケーションの実行中に、実行時リンカーは、遅延された関数の結合を実行するよう要求される
- アプリケーションも、実行時リンカーサービスに、dlopen(3X) によって追加のオブジェクトを入手するように要求し、dlsym(3X) を使用してこれらのオブジェクト内のシンボルに結合する

共有オブジェクトの依存関係の配置

通常、動的実行プログラムのリンク編集中に、1 つまたは複数の共有オブジェクトが明示的に参照されます。これらのオブジェクトは、依存関係として動的実行プログラム内に記録されます (詳細については、15ページの「共有オブジェクトの処理」を参照)。

実行時リンカーは、まず最初にこの依存情報を配置し、これを使用して関連オブジェクトの配置および対応付けを行います。これらの依存関係は、実行プログラムのリンク編集中に参照された順番で処理されます。

動的実行プログラムの依存関係がすべて対応付けされると、これらの依存関係も対応付けされた順番に検査され、追加の依存関係が配置されます。この処理は、すべての依存関係の配置と対応付けが完了するまで続きます。この技術の結果、すべての依存関係が幅優先順になります。

実行時リンカーによって検索されるディレクトリ

実行時リンカーが、依存関係の検出場所として認識しているのは、32 ビットの依存関係の場合は /usr/lib、64 ビット SPARCV9 の依存関係の場合は

/usr/lib/sparcv9、という標準的なディレクトリだけです。単純なファイル名で指定された依存関係には、このディレクトリ名が接頭辞として付き、この接頭辞が付いたパス名は、実際のファイルを配置する場合に使用されます。

動的実行プログラムまたは共有オブジェクトの実際の依存関係は、ldd(1) を使用して表示できます。たとえば、ファイル /usr/bin/cat には次のような依存関係があります。

```
$ ldd /usr/bin/cat
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
        libdl.so.1 =>    /usr/lib/libdl.so.1
```

ここでは、ファイル /usr/bin/cat は、依存関係を持つか、またはファイル libc.so.1 と libdl.so.1 が必要です。

ファイル内に実際に記録された依存関係は、ファイルの .dynamic セクションと NEEDED タグの付いたエントリの参照を表示する dump(1) コマンドを使用して検査できます。次に例を示します。

```
$ dump -Lvp /usr/bin/cat

/usr/bin/cat:
[INDEX] Tag      Value
[1]     NEEDED   libc.so.1
.........
```

上記の ldd(1) の例で表示された依存関係 libdl.so.1 は、ファイル /usr/bin/cat 内に記録されないことに注意してください。これは、つまり ldd(1) が、指定されたファイルのすべての依存関係を示していて、libdl.so.1 は、実際に /usr/lib/libc.so.1 の依存関係であるためです。

上記の dump(1) の例では、依存関係は、'/' が含まれていない単純なファイル名で表示されています。単純なファイル名を使用することは、実行時リンカーが、一連の規則に従って必要なパス名を作成する場合に必要です。'/' が組み込まれたファイル名は、そのまま使用されます。

単純なファイル名の記録は、標準的な、依存関係を記録する最も柔軟性の高いメカニズムで、依存関係内の単純な名前を記録する、リンカーの –h オプションを使用して実行されます (このトピックの詳細については、86ページの「命名規約」 と 87 ページの「共有オブジェクト名の記録」を参照)。

通常、依存関係は、/usr/lib 以外ィレクトリに配布されます。動的実行プログラムまたは共有オブジェクトが、他のディレクトリに依存関係を配置する必要がある

場合、実行時リンカーは、明示的に、このディレクトリを検索するように指示されます。

追加の検索パスを実行時リンカーに指示する場合は、動的実行プログラムまたは共有オブジェクトのリンク編集中に、「実行パス」を記録する方法をお勧めします (この情報の記録方法の詳細については、21ページの「実行時リンカーが検索するディレクトリ」を参照)。

実行パスの記録は、dump(1) を使用して表示し、RPATH タグの付いたエントリを参照できます。次に例を示します。

```
$ dump -Lvp prog

prog:
[INDEX] Tag      Value
[1]     NEEDED   libfoo.so.1
[2]     NEEDED   libc.so.1
[3]     RPATH    /home/me/lib:/home/you/lib
.........
```

ここでは、prog はlibfoo.so.1 上に依存関係を持っていて、実行時リンカーのデフォルトロケーション /usr/lib を調べる前に、ディレクトリ /home/me/lib と /home/you/lib を検索するように要求します。

実行時リンカーの検索パスに追加する他の方法は、環境変数 LD_LIBRARY_PATH を設定する方法です。この環境変数は、プロセスの始動時に 1 度分析され、コロンで区切られたディレクトリのリストに設定できます。実行時リンカーは、このリストに設定したディレクトリを、指定された実行パスまたはデフォルトのディレクトリよりも前に検索します。64 ビットの実行プログラムは、LD_LIBRARY_PATH_64 変数を持ち、この変数によって、アクティブな LD_LIBRARY_PATH 設定は上書きされます。

この環境変数は、アプリケーションを強制的に局所的な依存関係に結合するといったデバッグの目的に適しています。次に例を示します。

```
$ LD_LIBRARY_PATH=. prog
```

ここで、上記の例のファイル prog は、現在の作業ディレクトリ内で検出された libfoo.so.1 に結合されます。

この環境変数の使用は、実行時リンカーの検索パスに影響する一時的なメカニズムとしては有用ですが、作成ソフトウェアの場合は、環境変数を使用するには大きな支障があります。この環境変数を参照できる動的実行プログラムは、その検索パス

を拡張させます。これにより、全体のパフォーマンスが低下する場合があります。また、20ページの「環境変数の使用」 と 21ページの「実行時リンカーが検索するディレクトリ」 で示したように、この環境変数はリンカーに影響を及ぼします。

たとえば、64 ビットの実行プログラムが、検出する名前と一致する 32 ビットのライブラリを組み込んだ検索パスを持つように、またはその逆の環境を設定できます。このような場合、動的リンカーは一致しない 32 ビットライブラリを拒否し、有効な 64 ビットと一致するライブラリを検出して、検索パスの処理を続けます。一致するものが見つからない場合には、ライブラリが検出されないというエラーメッセージが表示されます。このエラーは、LD_DEBUG 環境変数を設定してファイル を組み込むことによって、詳細に監視できます。

```
$ LD_LIBRARY_PATH=/usr/bin/sparcv9 LD_DEBUG=files /usr/bin/ls
...
00283: file=libc.so.1;  needed by /usr/bin/ls
00283:
00283: file=/usr/lib/sparcv9/
libc.so.1  rejected: ELF class mismatch: 32-bit/
64-bit
00283:
00283: file=/usr/lib/libc.so.1  [ ELF ]; generating link map
00283:     dynamic:  0xef631180  base:  0xef580000  size:      0xb8000
00283:     entry:    0xef5a1240  phdr:  0xef580034  phnum:           3
00283:      lmid:           0x0
00283:
00283: file=/usr/lib/libc.so.1;  analyzing  [ RTLD_GLOBAL  RTLD_LAZY ]
...
```

依存関係が配置できない場合は、ldd(1) により、オブジェクトが検出できないことが表示され、また、アプリケーションを実行しようとすると、実行時リンカーから該当するエラーメッセージが表示されます。

```
$ ldd prog
        libfoo.so.1 =>   (file not found)
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
        libdl.so.1 =>    /usr/lib/libdl.so.1
$ prog
ld.so.1: prog: fatal: libfoo.so.1: open failed: No such file or \
directory
```

動的ストリングトークン

実行時リンカーは、実行パス (DT_RPATH)、依存関係 (DT_NEEDED) 、またはフィルタ (DT_FILTER, DT_AUXILIARY) 内で使用される場合には、次のストリングトークンが置換されます。

`$PLATFORM`	現在のマシンの現在のプロセッサタイプに拡張 (**`uname ---p`**) する。98ページの「プラットフォーム固有の共有オブジェクト」を参照
`$ORIGIN`	オブジェクトが読み込まれるディレクトリを指定する。通常は、単独のバンドルされていないパッケージ内に依存関係を配置する場合に使用される。付録 C を参照

注 - `$PLATFORM` は、「SunOS5.5」に付加されましたが、「SunOS5.6」より前のものでは、補助フィルター (`DT_AUXILIARY`) を表現するためだけに使用できます。

再配置処理

実行時リンカーは、アプリケーションが要求する依存関係がすべて配置され、対応付けされると、各オブジェクトを処理し、必要な再配置すべてをを実行します。

オブジェクトのリンク編集中に、入力再配置の可能なオブジェクトとともに提供された再配置の情報が、出力ファイルに適用されます。ただし、動的実行プログラムまたは共有オブジェクトを構築している場合には、ほとんどの再配置は、リンク編集時には完了できません。それは、再配置には、オブジェクトがメモリー内に対応付けされる時だけ入手することができる、論理アドレスが必要だからです。このような場合、リンカーは新しい再配置を出力ファイルイメージの一部として記録し、これが、実行時リンカーが現在処理する必要がある情報になります。

再配置の様々なタイプの詳細については、214ページの「再配置型 (プロセッサ固有の) 」を参照してください。ここでは、再配置を 1 つか 2 つのタイプに分けて説明します。

- 非シンボル再配置
- シンボル再配置

オブジェクトの再配置記録は、`dump(1)` を使用して表示できます。次に例を示します。

```
$ dump -rvp libbar.so.1

libbar.so.1:
```

(続く)

```
.rela.got:
Offset       Symndx                      Type              Addend

0x10438      0                           R_SPARC_RELATIVE  0
0x1043c      foo                         R_SPARC_GLOB_DAT  0
```

ここでは、ファイル libbar.so.1 には、「大域オフセットテーブル」(.got セクション) が更新される必要があることを示す、2 つの再配置記録が組み込まれています。

最初の再配置は、単純な相対再配置です。このことは、再配置タイプとシンボルインデックス (Symndx) フィールドがゼロであることから分かります。この再配置では、オブジェクトがメモリーに対応付けされた基底アドレスを使用して、関連する .got オフセットを更新する必要があります。

2 番めの再配置では、シンボル foo のアドレスが必要です。この再配置を完了させるには、実行時リンカーが、これまでに対応付けされた動的実行プログラムと依存関係からこのシンボルを配置する必要があります。

シンボルの検索

オブジェクトがシンボルを必要とする場合、実行時リンカーはそのシンボルを、オブジェクトのシンボル要求の検索範囲と、プロセス内の各オブジェクトによって提供されるシンボルの可視性に基づいて検索します。これらの属性は、読み込まれる時に、オブジェクトのデフォルトとして使用され、dlopen(3X) の特別なモードとしても使用されます。さらに、場合によっては、オブジェクトの構築時に、オブジェクト内に記録されます。

平均的なユーザーであれば、動的実行プログラムとその依存関係、およびdlopen(3X) を通じて入手したオブジェクトに適用されるデフォルトのシンボル検索モードが、理解できるようになります。前者の検索モードについては、この項で概要を説明します。種々のシンボル検索に活用できる後者については、69ページの「シンボル検索」で説明しています。

動的実行プログラムと、ともに読み込まれるすべての依存関係には、ワールド検索範囲と、大域シンボル可視性が割り当てられます (69ページの「シンボル検索」を参照)。これにより、実行時リンカーが、動的実行プログラムまたはこの実行プログラ

ムとともに読み込まれた依存関係すべてを調べてシンボルを検出する場合、各オブジェクトの検索は、動的実行プログラムから開始され、次にそのオブジェクトが対応付けされた順番でそれぞれの依存関係を検索していきます。

前の項で説明したように、ldd(1) を使用すると、動的実行プログラムの依存関係は対応付けされた順番にリストされます。そのため、共有オブジェクト libbar.so.1 がシンボル foo の再配置を行うためにそのアドレスを必要とし、かつ共有オブジェクトが動的実行プログラム prog: の依存関係である場合には、

```
$ ldd prog
        libfoo.so.1 =>   /home/me/lib/libfoo.so.1
        libbar.so.1 =>   /home/me/lib/libbar.so.1
```

実行時リンカーは、foo の検索を、最初に動的実行プログラム prog 内で実行し、次に共有オブジェクト /home/me/lib/libfoo.so.1 内で、最後に共有オブジェクト /home/me/lib/libbar.so.1 内で実行します。

注 - シンボル検索は、シンボル名のサイズが増大し依存関係の数が増加すると、特に費用のかかる処理になる可能性があります。このパフォーマンスについての詳細は、99ページの「性能に関する考慮事項」 で説明しています。

挿入

最初に動的実行プログラム内でシンボルの検索を行い、次に各依存関係内で検索を行うという実行時リンカーのメカニズムは、要求されたシンボルの 最初のオカレンスが、この検索を満足させることを意味しています。そのため、同じシンボルの複数のインスタンスが存在する場合は、最初のインスタンスが、他のすべてのインスタンスに挿入されます (15ページの「共有オブジェクトの処理」も参照)。

再配置が実行されるとき

再配置処理を、非シンボルとシンボルの 2 つのタイプに分けて簡素化し、簡単に説明してきましたが、さらに再配置処理の実行時に、これを区別すると便利です。このような、再配置されたオフセットに対して行われる参照のタイプによって、区別が実行されます。参照のタイプは、次のいずれかになります。

- データ参照
- 関数参照

データ参照とは、アプリケーションコードによってデータ項目として使用されるアドレスを参照することです。実行時リンカーは、アプリケーションコードに関する知識がないため、このデータ項目がいつ参照されるか認識できません。そのため、データ再配置はすべて、アプリケーションが制御を入手する前の、処理の初期設定中に実行されます。

関数参照とは、アプリケーションコードによって呼び出された関数のアドレスを参照するものです。動的モジュールのコンパイルおよびリンク編集中に、大域関数の呼び出しは再配置されて、プロシージャのリンクテーブルエントリの呼び出しになります (これらのエントリにより、.plt セクションが構成されます)。

プロシージャのリンクテーブルのエントリは、最初に呼び出された制御が実行時リンカーに渡されたときに構成されます (273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照)。実行時リンカーは、要求されたシンボルを検索しアプリケーション内の情報を書き換えます。そのため、あとに発生する .plt エントリへの呼び出しは、関数に直接送信されます。このメカニズムを使用すると、このタイプの再配置を、関数の最初のインスタンスが呼び出されるまで延期することができます。この処理を、レイジー結合と呼びます。

レイジー結合を実行する、実行時リンカーのデフォルトモードは、空文字以外の値に環境変数 LD_BIND_NOW を設定することにより上書きされます。この環境変数の設定を行うと、実行時リンカーは、プロセスの初期設定中にデータ参照と関数参照の両方の再配置を実行してから、アプリケーションに制御を転送します。次に例を示します。

```
$ LD_BIND_NOW=yes prog
```

ここでは、ファイル prog 内とその依存関係の中のすべての再配置は制御がアプリケーションに移る前に処理されることになります。

個々のオブジェクトも、オブジェクトが読み込み時に再配置処理が完了している必要があることを指示するために、リンカーの -z now オプションを使用して構築されます。この再配置の必要条件は、実行時にマークされたオブジェクトの依存関係にも伝達されます。

再配置エラー

最も一般的な再配置エラーは、シンボルが検出されるときに発生します。この状態になると、適切な実行時リンカーのエラーメッセージが表示され、アプリケーションは終了します。次に例を示します。

```
$ ldd prog
        libfoo.so.1 =>   ./libfoo.so.1
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
        libbar.so.1 =>   ./libbar.so.1
        libdl.so.1 =>    /usr/lib/libdl.so.1
$ prog
ld.so.1: prog: fatal: relocation error: file ./libfoo.so.1: \
symbol bar: referenced symbol not found
```

ここでは、ファイル `libfoo.so.1` 内で参照されたシンボル `bar` は、配置できません。

注 - 動的実行プログラムのリンク編集中に、このソートの再配置エラーが起こる可能性は、定義されていない重大なシンボルとしてフラグが付けられます (この例については、29ページの「実行可能ファイルの作成」を参照)。この実行時の再配置エラーは、`main` のリンク編集が、`bar` のシンボル定義が組み込まれた共有オブジェクト `libbar.so.1` の異なったバージョンを使用した場合、または `-z nodefs` オプションがリンク編集の一部として使用された場合に発生します。

データ参照として使用されたシンボルが配置できないために、このタイプの再配置エラーが発生した場合は、そのエラー状態は、プロセスの初期設定の直後にも発生します。ただし、レイジー結合のデフォルトモードが原因で、関数参照として使用されるシンボルが検出できない場合は、このエラー状態は、アプリケーションが制御を受け取ってから発生します。

後者の場合、コードを実行する実行パスによって、エラー状態が発生するまでに数分または数ヶ月かかる場合もあり、あるいは発生しない場合もあります。この種のエラーを防ぐためには、動的実行プログラムまたは共有オブジェクトの再配置の必要条件を、`ldd(1)` を使用して、有効にしておきます。

`ldd(1)` とともに `-d` オプションを指定すると、すべての依存関係が出力され、すべてのデータ参照の再配置処理が実行されます。データ参照が解析できない場合には、診断メッセージが作成されます。上記の例から、次のように明示されます。

```
$ ldd -d prog
        libfoo.so.1 =>   ./libfoo.so.1
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
        libbar.so.1 =>   ./libbar.so.1
        libdl.so.1 =>    /usr/lib/libdl.so.1
        symbol not found: bar           (./libfoo.so.1)
```

ldd(1) とともに -r オプションを指定すると、すべてのデータと関数参照の再配置が処理されます。また、この両方ともが解析されない場合には、診断メッセージが作成されます。

追加オブジェクトの読み込み

前の項では、実行時リンカーが、動的実行プログラムとその依存関係からのプロセスを、各モジュールのリンク編集中に定義されたように初期設定する方法について説明しました。また、実行時リンカーでは、プロセスの初期設定中に新しいオブジェクトを採用できるという、一歩進んだ柔軟性も提供しています。

環境変数 LD_PRELOAD は、共有オブジェクトまたは再配置可能なオブジェクトのフレーム名、あるいは複数のフレーム名を空白で区切ったストリングに初期設定できます。これらのオブジェクトは、動的実行プログラムのあとで、依存関係よりもまえに対応付けされ、ワールド検索範囲と大域シンボル可視性が割り当てられます (69ページの「シンボル検索」を参照)。次に例を示します。

```
$ LD_PRELOAD=./newstuff.so.1 prog
```

ここでは、動的実行プログラム prog が対応付けされ、次に共有オブジェクト newstuff.so.1 が続き、その次に prog 内に定義された依存関係が続きます。これらのオブジェクトが処理される順番は、ldd(1) を使用して表示できます。

```
$ LD_PRELOAD=./newstuff.so.1 ldd prog
        ./newstuff.so.1 => ./newstuff.so
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
```

次に別の例を示します。

```
$ LD_PRELOAD="./foo.o ./bar.o" prog
```

この例の事前読み込みは、少し複雑で時間がかかります。実行時リンカーは、最初に再配置可能オブジェクト foo.o と bar.o をリンク編集し、メモリー内に保持されていた共有オブジェクトを生成します。次にこのメモリーイメージは、この前の例で示した共有オブジェクト newstuff.so.1 の事前読み込みとまったく同じ方法で、動的実行プログラムとその依存関係との間に挿入されます。ここでも、これらのオブジェクトが処理される順番は、ldd(1) を使用して表示できます。

```
$ LD_PRELOAD="./foo.o ./bar.o" ldd prog
        ./foo.o =>       ./foo.o
        ./bar.o =>       ./bar.o
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
```

オブジェクトを動的実行プログラムのあとに挿入するこれれのメカニズムは、56ページの「挿入」で説明した挿入の概念を別のレベルに受け継いだものです。これらのメカニズムを使用すると、標準的な共有オブジェクト内に常駐する関数の、新しいインプリメンテーション (実現) を試すことができます。この関数が組み込まれたオブジェクトをあらかじめ読み込むことにより、この関数は元のオブジェクトにも挿入されます。そのため、古い関数は、新しく読み込まれたバージョンによって完全に隠れてしまいます。

この他にも事前読み込みは、標準的な共有オブジェクト内に常駐する関数を補強するために使用できます。これが、新しいシンボルを元のシンボルに挿入する目的です。これにより、新しい関数は、元の関数への呼び出し機能も保持しながら、この他の処理も追加実行できます。このメカニズムには、元の関数に関連したシンボルエイリアスか (25ページの「単純な解析」を参照)、または元のシンボルのアドレスを検索する機能が必要です (77ページの「割り込みの使用」を参照)。

動的依存関係のレイジーローディング

動的依存関係を読み込むデフォルトのメソッドは、動的依存関係をまずメモリーに対応付けして、依存関係があるかどうか調べ、もし依存関係がある場合には、これらをすぐに読み込むという方法です。これらの依存関係は、次に検査が行われ、さらに追加オブジェクトの読み込みは、ツリー全体を使い果たすまで、つまりすべての内部オブジェクトが解析されるまで、継続されます。ここでの問題点は、オブジェクト内のコードが実際に現在実行中のプログラムによって参照されるかどうかに関係なく、これらのオブジェクトはすべて、メモリー内に読み込まれることです。

動的依存関係のレイジーローディングでは、代わりに初期のオブジェクトをメモリーに対応付けしてから、レイジーローディングのラベルが付いていないこれらの依存関係を読み込みます。レイジーローディングのラベルが付いたオブジェクトは、明示的に参照 (すなわち、再配置) が行われるまで読み込まれません。手続き呼び出し結合は、最初に手続きリンクテーブルを通じて呼び出されるまで手続きが延期されることを利用して、オブジェクトのメモリーへの読み込みを、オブジェクト

が参照されるまで延期することができます。また、参照されないオブジェクトは、メモリーに読み込まれません。

この例としては、liblddbg.so.4 というデバッギングライブラリを持つリンカーがありますが、デバッギング出力は、ld によって使用されることはほとんどないため、リンカーが呼び出されるたびにこれが読み込まれると、経費がかさみます。ここで、デバッギングライブラリへの最初の参照が実行されるまで、このライブラリの読み込みを遅らせることによって、デバッギングライブラリを使用する呼び出しの場合にだけ、読み込みを延期することができます。これを実行するための代替メソッドは、必要に応じて、ライブラリに対して dlopen()/dlsym() を実行することです。これは、このライブラリが単純なインタフェースを伴う小さなライブラリである場合、または、リンク編集時にその名前とロケーションがわからない場合に最適です。ただし、この名前とロケーションが分かっている場合には、レイジー読み込みを実行するよりも、問題のライブラリを指定する方がずっと簡単であるため、このライブラリが読み込まれるのは、参照が行われた場合だけです。

レイジー読み込みが実行されるようにオブジェクトに指定するには、リンカーオプション –z lazyload と –z nolazyload を使用して行います。これらのオプションは、リンク編集行の位置によって決まります。ここでは、レイジー読み込みが実行される libdebug.so.1 というライブラリに依存する関係を伴うプログラムを単純にコンパイルしています。また、ここでは、libdebug.so.1 とマークが付けられレイジー読み込みされる動的セクションと、そのシンボルによって libdebug.so.1 が読み込まれるように記録された Syminfo セクションを示しています。

```
$ cc -o prog prog.c -L. -zlazyload -ldebug -znolazyload -R'$ORIGIN'

$ elfdump -d prog

Dynamic Section:  .dynamic
     index  tag           value
       [1]  POSFLAG_1     0x1           [ LAZY ]
       [2]  NEEDED        0x123         libdebug.so.1
       [3]  NEEDED        0x131         libc.so.1
       [6]  RPATH         0x13b         $ORIGIN
...
$ elfdump -y prog

Syminfo section: .SUNW_syminfo
     index flgs boundto                symbol
   ...
      [52] DL       [1] libdebug.so.1   debug
```

値に LAZY が指定された POSFLAG_1 によって、libdebug.so.1 をレイジー読み込む一方、libc.so.1 は prog の初期始動時に読み込むように指定していることに注意してください。

環境変数 LD_FLAGS により nolazyload、または nodirect を設定すると、レイジー、又はこれらの機能を要求する依存関係のダイレクト結合が実行できなくなります。

初期設定および終了ルーチン

制御をアプリケーションに転送する前に、実行時リンカーは、アプリケーションの依存関係内で検出された初期設定 (.init) および終了 (.fini) セクションを処理します。これらのセクションとこれを説明するシンボルは、その依存関係のリンク編集中に作成されます (22ページの「セクションの初期設定と終了」を参照)。

Solaris 2.5.1 以前のリリースでは、依存関係からの初期設定ルーチンは、読み込まれた順序の降順で、つまり、ldd(1) を使用して表示された依存関係と逆の順序で呼び出されていました。

Solaris 2.6 リリースからは、実行時リンカーは、読み込まれた依存関係から、初期設定ルーチンの依存関係の配列リストを作成します。このリストは、各オブジェクトが表す依存関係の相関関係に加えて、表示された依存関係の外部で発生した結合から構成されます。

.init セクションは、依存関係が配列された順序の逆の順序で実行されます。周期性のある依存関係が検出された場合は、その周期を形成するオブジェクトは、トポロジカルソートは実行できません。そのため、この .init セクションは、読み込まれた順序で実行されることになります。

–i オプションを指定した ldd(1) を使用すると、オブジェクトの依存関係の初期設定の順番を表示できます。たとえば、次の動的実行プログラムとその依存関係は、周期性のある依存関係を示しています。

```
$ dump -Lv B.so.1 | grep NEEDED
[1]     NEEDED      C.so.1
$ dump -Lv C.so.1 | grep NEEDED
[1]     NEEDED      B.so.1
$ dump -Lv main | grep NEEDED
[1]     NEEDED      A.so.1
[2]     NEEDED      B.so.1
```

(続く)

```
[3]     NEEDED      libc.so.1
$ ldd -i main
        A.so.1 =>        ./A.so.1
        B.so.1 =>        ./B.so.1
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
        C.so.1 =>        ./C.so.1
        libdl.so.1 =>    /usr/lib/libdl.so.1

   init library=./A.so.1
   init library=./C.so.1 (cyclic dependency on ./B.so.1)
   init library=./B.so.1 (cyclic dependency on ./C.so.1)
   init library=/usr/lib/libc.so.1
```

環境変数 LD_BREADTH は、空文字以外の値に設定し、強制的に実行時リンカーに、2.5.1 以前の順序で .init セクションを実行させせます。

初期設定処理は、dlopen(3X) が指定された実行中のプロセスに追加されたオブジェクトごとに繰り返されます。

アプリケーションの依存関係の終了ルーチンは、atexit(3C) によって記録できるように構成されます。これらのルーチンは、プロセスが exit(2) を呼び出したとき、またはオブジェクトが、dlclose(3X) が指定された実行プロセスから除去されたときに呼び出されます。

Solaris 2.6 リリースからは、終了ルーチンが依存関係の配列順に呼び出されます。

Solaris 2.5.1 以前のリリースの場合、または LD_BREADTH 環境変数が実行されている場合には、終了ルーチンは読み込みされた順に呼び出されていました。

この初期設定および終了の呼び出し順序は、簡単明瞭に見えますが、この順序を強調しすぎないように注意が必要です。オブジェクトの順序は、共有オブジェクトとアプリケーションの開発によって左右される場合があるからです (詳細については、92ページの「依存関係の並べ変え」を参照)。

注 - 動的実行プログラム内の .init または .fini セクションは、コンパイラドライバから提供された、プロセスの始動と終了メカニズムによってアプリケーション自体から呼び出されます。動的実行プログラムの .init セクションは、その依存関係 .init セクションがすべて実行されてから、最後に呼び出されます。動的実行プログラムの .fini セクションは、その依存関係の .fini セクションが実行される前に、一番最初に呼び出されます。

セキュリティ

セキュアプロセスには、その依存関係を評価し、不当な依存関係の置換またはシンボルの挿入を防ぐために使用されるいくつかの制約があります。

実行時リンカーは、そのユーザーがルートではなく、実際のユーザーと実効ユーザー ID が同じではない場合 (getuid(2) と geteuid(2) を参照)、または実際のグループと実効グループ ID が同じではない場合に (getgid(2) と getegid(2) を参照)、プロセスをセキュアとして分類します。

事実上、LD_LIBRARY_PATH 環境変数がセキュアプロセス用である場合 (50ページの「実行時リンカーによって検索されるディレクトリ」を参照)、この変数によって指定されたトラストディレクトリが、実行時リンカーの検索規則を補強するために使用されます。現在、実行時リンカーが認識する唯一のトラストディレクトリは、32 ビットの実行プログラムの場合は /usr/lib、64 ビット SPARCV9 の場合は /usr/lib/sparcv9 です。

セキュアプロセスでは、アプリケーションまたはその依存関係によって指定された実行パスの設定 (50ページの「実行時リンカーによって検索されるディレクトリ」を参照) が使用され、フルパス名が提供されます。つまり、パス名の冒頭部分に '/' が付きます。

追加オブジェクトは、LD_PRELOAD 環境変数 (66ページの「追加オブジェクトの読み込み」を参照) を使用したセキュアプロセスで読み込まれ、オブジェクトは、単純ファイル名 、つまり、名前に '/' が付いていないファイル名で指定されます。このようなオブジェクトの配置は、前に説明した検索パスの制約によって決まります。

セキュアプロセスでは、単純ファイル名を構成する依存関係は、概説したパス名の制約を使用して処理されます。フルパス名または相対パス名で表示された依存関係は、そのまま使用されます。そのため、セキュアプロセスの開発者は、フルパス名または相対パス名の依存関係として参照されるターゲットディレクトリを、不当な侵入から確実に保護する必要があります。

注 - セキュアプロセス内では、$ORIGIN (53ページの「動的ストリングトークン」を参照) ストリングの展開は、許可されていません。

セキュアプロセスを作成する場合には、依存関係の表示や、dlopen(3X)パス名の構築に、相対パス名は使用しないことをお勧めします。この制約は、アプリケーションと依存関係すべてに適用されます。

実行時リンクのプログラミングインタフェース

ここまでは、アプリケーションのリンク編集中に指定された依存関係が、プロセスの初期設定中に実行時リンカーによってどのように処理されるかについて説明してきました。このメカニズムに加えて、アプリケーションは、追加オブジェクトと結合することにより、その実行中にアドレススペースを拡張できます。この拡張は、アプリケーションのリンク編集中に指定された依存関係の処理と同じ実行時リンカーのサービスを、アプリケーションが要求できるようにすることで提供されます。

この遅延オブジェクトの結合処理には、いくつかの利点があります。

- アプリケーションの初期設定中ではなく、オブジェクトが要求された時点でオブジェクトを処理することにより、起動時間を大幅に削減できる。実際、ヘルプや情報のデバッギングといったアプリケーションの特定の動作中に、そのサービスが必要とされない場合は、オブジェクトが要求されないことがある
- アプリケーションは、ネットワーキングプロトコルなどの、必要なサービスによって決まる、いくつかの異なるオブジェクト間で選択される
- 実行時にオブジェクトに追加されたプロセスのアドレススペースは、使用後には解放される

以下は、アプリケーションが追加の共有オブジェクトにアクセスするために実行する典型的な手順を示しています。これについては次の項で説明します。

- 共有オブジェクトは、dlopen(3X) を使用して実行中のアプリケーションのアドレススペースに配置され、追加される。この共有オブジェクトが所有する依存関係は、この時点で配置されて追加される
- 追加された共有オブジェクトとその依存関係は、再配置され、これらのオブジェクト内の初期設定セクションが呼び出される
- アプリケーションは、追加されたオブジェクト内のシンボルを、dlsym(3X) を使用して配置する。次に、アプリケーションはデータを参照するか、またはこの新しいシンボルによって定義された関数を呼び出す

- オブジェクトによってアプリケーションが終了したあとで、dlclose(3X) を使用してアドレススペースを解放できる。解放されたオブジェクト内の終了セクションは、この時点で呼び出される
- これらの実行時リンカーのインタフェースルーチンを使用した結果発生したエラー状態は、dlerror(3X) を使用して表示できる

実行時リンカーのサービスは、ヘッダーファイル dlfcn.h 内に定義され、共有オブジェクト libdl.so.1 によってアプリケーションで使用できるようになります。次に例を示します。

```
$ cc -o prog main.c -ldl
```

ここでは、ファイル main.c は、ルーチンの dlopen(3X) ファミリのどれでも参照でき、アプリケーション prog は、実行時にこれらのルーチンと結合できます。

追加オブジェクトの読み込み

追加オブジェクトは、dlopen(3X) を使用して、実行プロセスのアドレススペースに追加できます。この関数は、引数としてファイル名と結合モードを入手し、アプリケーションにハンドルを戻します。このハンドルを使用すると、アプリケーションは、dlsym(3X) を使用することによってシンボルを配置できます。

ファイル名が、単純ファイル名で指定されている、つまり名前の中に '/' が組み込まれていない場合、実行時リンカーは一連の規則を使用して、適切なパス名を構築します。'/' が組み込まれたファイル名は、そのまま使用されます。

これらの検索パスの規則は、最初の依存関係の配置に使用された規則と全く同じものです (50ページの「実行時リンカーによって検索されるディレクトリ」を参照)。たとえば、ファイル main.c は、以下のようなコードフラグメントが組み込まれている場合、

```
#include        <stdio.h>
#include        <dlfcn.h>

main(int argc, char ** argv)
{
    void *  handle;
    .....

    if ((handle = dlopen("foo.so.1", RTLD_LAZY)) == NULL) {
            (void) printf("dlopen: %s\n", dlerror());
```

(続く)

```
        exit (1);
    }
    .....
```

共有オブジェクト foo.so.1 を配置するために、実行時リンカーは、プロセスの初期設定時に表示されたLD_LIBRARY_PATH 定義に、リンク編集 prog 中に指定された実行パスを続けて入力し、最後にデフォルトのロケーション /usr/lib を入力して使用します。

ファイル名が次のように指定されている場合、

```
if ((handle = dlopen("./foo.so.1", RTLD_LAZY)) == NULL) {
```

実行時リンカーは、プロセスの現在の作業ディレクトリ内でこのファイルだけを検索します。

注 - dlopen(3X) を使用して指定された共有オブジェクトは、そのバージョンのファイル名で参照することをお勧めします (バージョンについての詳細は、134ページの「バージョンアップファイル名の管理」を参照)。

必要なオブジェクトが配置されていない場合は、dlopen(3X) によって NULL ハンドルが戻されます。この場合、dlerror(3X) を使用すると、失敗した本当の理由を表示できます。次に例を示します。

```
$ cc -o prog main.c -ldl
$ prog
dlopen: ld.so.1: prog: fatal: foo.so.1: open failed: No such \
file or directory
```

dlopen(3X) によって追加されたオブジェクトに、他のオブジェクトに依存する関係がある場合、その依存関係もプロセスのアドレススペースに配置されます。このプロセスは、指定されたオブジェクトの依存関係がすべて読み込まれるまで継続されます。この依存関係のツリーをグループと呼びます。

dlopen(3X) によって指定されたオブジェクト、または依存関係がすでにプロセスイメージの一部である場合は、そのオブジェクトはこれ以上処理されません。しかし、この場合でも有効なハンドルは、アプリケーションに戻されます。このメカニズムにより、同じオブジェクトが複数回対応付けされることを防ぐことができま

す。また、このメカニズムを使用すると、アプリケーションは専用のハンドルを入手できます。たとえば、前述した main.c の例には、次のような dlopen() 呼び出しが組み込まれている場合、

```
if ((handle = dlopen((const char *)0, RTLD_LAZY)) == NULL) {
```

dlopen(3X) から戻されたハンドルは、アプリケーションそのものの中、プロセスの初期設定の一部として読み込まれた依存関係の中、または RTLD_GLOBAL フラグが指定された dlopen(3X) を使用してプロセスのアドレススペースに追加されたオブジェクトの中のシンボルを配置できます。

再配置処理

54ページの「再配置処理」で説明したように、オブジェクトの配置および対応付け後、実行時リンカーは、各オブジェクトを処理し、必要な再配置を実行する必要があります。dlopen(3X) を使用してプロセスのアドレススペースに配置されたオブジェクトは、同じ方法で再配置する必要もあります。

単純なアプリケーションの場合には、このプロセスはまったく関係ないこともありますが、多くのオブジェクトを含む多数の dlopen(3X) 呼び出しと、おそらく共通の依存関係も伴う複雑なアプリケーションを所有するユーザーにとって、このことは非常に重要です。

再配置は、実行された時間によって分類されます。実行時リンカーのデフォルトの動作では、初期設定時にデータ参照の再配置がすべて処理され、通常レイジー結合と呼ばれるプロセスの実行時に関数参照がすべて処理されます。

この同じメカニズムは、モードが RTLD_LAZY として定義されているときに、dlopen(3X) を使用して追加されたオブジェクトに適用されます。 この代わりとしては、オブジェクトが追加されたときに、オブジェクトの再配置すべてをすぐに実行する必要があります。これは、モード RTLD_NOW を使用することによって、または、リンカーの -z now オプションを使用して作成されたときに、オブジェクト内のこの必要条件を記録することによって実現されます。この再配置の必要条件は、オープン状態のオブジェクトの依存関係に伝達されます。

また、再配置は、非シンボリックおよびシンボリックにも分類できます。このセクションの後半では、シンボル再配置がいつ発生するかに関係なく、この再配置に関連した問題について、シンボル検索の詳細に焦点をあてて説明します。

シンボル検索

dlopen(3X) によって取得したオブジェクトが大域シンボルを参照する場合は、実行時リンカーは、プロセスを作成したオブジェクトのプールからこのシンボルを配置する必要があります。 dlopen(3X) によって入手されたオブジェクトには、デフォルトのシンボル検索モデルが適用されます。ただし、プロセスを作成したオブジェクトの属性と結合される、dlopen(3X) のモードは、代りのシンボル検索のモデルに提供されます。

オブジェクトの 2 つの属性は、シンボル検索に影響を与えます。1 つめは、オブジェクトシンボルの検索範囲の要求で、2 つめは、プロセス内の各オブジェクトが提供するシンボルの可視性です。オブジェクトの検索範囲には次のものがあります。

ワールド

オブジェクトは、プロセス内の他の大域オブジェクト内で検索されます。

グループ

オブジェクトは、同じグループ内のオブジェクト内でのみ検索されます。dlopen(3X) を使用して入手されたオブジェクトから作成された依存関係ツリー、またはリンカーの -B group オプションを使用して構築されたオブジェクトから作成れた依存関係ツリーは、固有のグループを形成します。

オブジェクトからのシンボルの可視性には、次のものがあります。

大域

オブジェクトのシンボルは、ワールド検索範囲を持つオブジェクトから参照できます。

局所

オブジェクトのシンボルは、同じグループを構成する他のオブジェクトからのみ参照されます。

デフォルトにより、dlopen(3X) を使用して入手したオブジェクトには、ワールドシンボル検索範囲と局所シンボル可視性が割り当てられます。次の項 70ページの

「デフォルトのシンボル検索モデル」 では、このデフォルトモデルを使用して、典型的なオブジェクトグループの対話について説明しています。73ページの「大域オブジェクトの定義」、74ページの「グループの分離」、74ページの「オブジェクト階層」 の項では、それぞれ、デフォルトのシンボル検索の展開に dlopen(3X) モードとファイル属性を使用する例を示しています。

デフォルトのシンボル検索モデル

dlopen(3X) によって追加された各オブジェクトでは、実行時リンカーは、最初に動的実行プログラム内でシンボルを検索し、次に、プロセスの初期設定中に提供されたそれぞれのオブジェクト内を検索します。ただし、シンボルが検出されない場合には、実行時リンカーは、dlopen(3X) によって入手されたオブジェクト内と、その依存関係内の検索を続行します。

たとえば、動的実行プログラム prog と共有オブジェクト B.so.1 を入手してみましょう。この 2 つには、それぞれ以下の単純な依存関係が付いています。

```
$ ldd prog
        A.so.1 =>        ./A.so.1
$ ldd B.so.1
        C.so.1 =>        ./C.so.1
```

prog が、dlopen(3X) を使用して共有オブジェクト B.so.1 を入手した場合、共有オブジェクト B.so.1 と C.so.1 の再配置に必要なシンボルが、最初に prog 内で検索され、次に A.so.1、次に B.so.1、最後に C.so.1 が順に検索されます。このような単純なケースでは、dlopen(3X) によって入手された共有オブジェクトは、アプリケーションの元のリンク編集の末尾に追加されたと考える方が簡単な場合があります。たとえば、上記のオブジェクトの参照を図解すると、次のようになります。

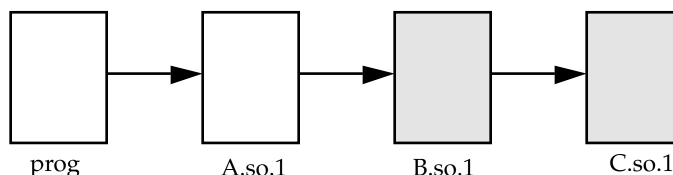


図 3–1 単一の dlopen(3X) 要求

dlopen(3X) から入手されたオブジェクトによって要求されたシンボル検索は、影付きのブロックで示しています。このシンボル検索は、動的実行プログラム prog から、最後の共有オブジェクト C.so.1 へと進みます。

このシンボル検索は、読み込まれたオブジェクトに割り当てられた属性によって確立されます。動的実行プログラムとそれと同時に読み込まれたすべての依存関係には、大域シンボル可視性が割り当てられ、新しいオブジェクトには ワールドシンボルの検索範囲が割り当てられることを思いだしてください。これによって、新しいオブジェクトは元のオブジェクト内を調べてシンボルを検索できます。また、新しいオブジェクトは、固有のグループを形成し、このグループ内では、各オブジェクトは 局所シンボル可視性を持ちます。そのため、グループ内の各オブジェクトは、他のグループ構成要素内でシンボルを検索できます。

これらの新しいオブジェクトは、アプリケーションまたはその最初のオブジェクトの依存関係によって要求される、通常のシンボル検索には影響を与えません。たとえば、上記の dlopen(3X) が実行されたあとで、A.so.1 に関数再配置が必要な場合、実行時リンカーの再配置シンボルの通常の検索は、prog と A.so.1 で実施されますが、そのあとで B.so.1 または C.so.1 は検索されません。

このシンボル検索は、読み込まれたときにオブジェクトに割り当てられた属性によって実行されます。動的実行プログラムとこれとともに読み込まれた依存関係に割り当てられた ワールドシンボルの検索範囲では、局所シンボル可視性だけを提供する新しいオブジェクト内を検索できません。

これらのシンボル検索とシンボル可視性の属性は、そのプロセスのアドレススペースへの投入とオブジェクト間の依存の関係に基づいて、オブジェクト間の関係を保持します。指定された dlopen(3X) に関連したオブジェクトを割り当てることにより、固有のグループでは、同じ dlopen(3X) と関連したオブジェクトだけが、グループ内のオブジェクトと関連する依存関係の中の検索ができます。

このオブジェクト間の関係を定義するという概念は、複数の dlopen(3X) を実行するアプリケーション内では、より明確になります。たとえば、共有オブジェクト D.so.1 に次の依存関係があるとき、

```
$ ldd D.so.1
        E.so.1 =>         ./E.so.1
```

prog アプリケーションが、共有オブジェクト B.so.1 に加えて、この共有オブジェクトにも dlopen(3X) を実行した場合は、オブジェクト間のシンボル検索の関係は、下図のように表すことができます。

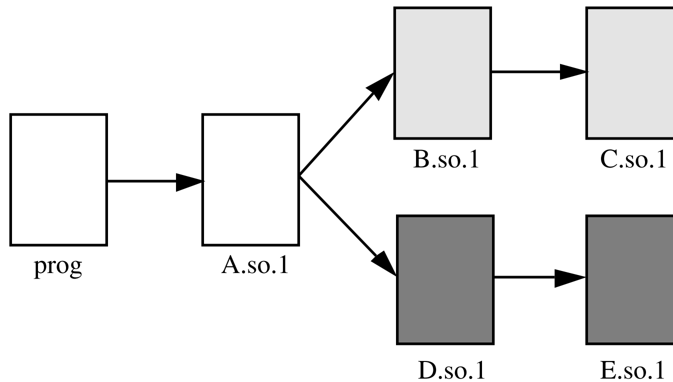


図 3–2 複数の dlopen(3X) 要求

B.so.1 と D.so.1 の両方にシンボル foo の定義が組み込まれ、C.so.1 と E.so.1 にこのシンボルが必要とする再配置が組み込まれている場合、固有のグループに対するオブジェクトの関係によって、C.so.1 は B.so.1 の定義に結合され、E.so.1 は D.so.1 の定義に結合されます。このメカニズムは、dlopen(3X) への複数の呼び出しにより入手されたオブジェクトの最も直感的な結合を提供するためのものです。

オブジェクトが、前述した処理の進行の中で使用される場合、それぞれの dlopen(3X) が実施された順番は、結果として発生するシンボル結合には影響しません。ただし、複数のオブジェクトに共通の依存関係がある場合は、結果の結び付きは、dlopen(3X) 呼び出しが実行された順番による影響を受けます。

次に、同じ共通依存関係を持つ共有オブジェクト O.so.1 と P.so.1 の例を示します。

```
$ ldd O.so.1
        Z.so.1 =>        ./Z.so.1
$ ldd P.so.1
        Z.so.1 =>        ./Z.so.1
```

この例では、prog アプリケーションは、各共有オブジェクトに dlopen(3X) を使用しています。共有オブジェクト Z.so.1 が、O.so.1 と P.so.1 両方の共通依存関係であるため、この依存関係は 2 つの dlopen(3X) 呼び出しに関連する両方のグループに割り当てられます。

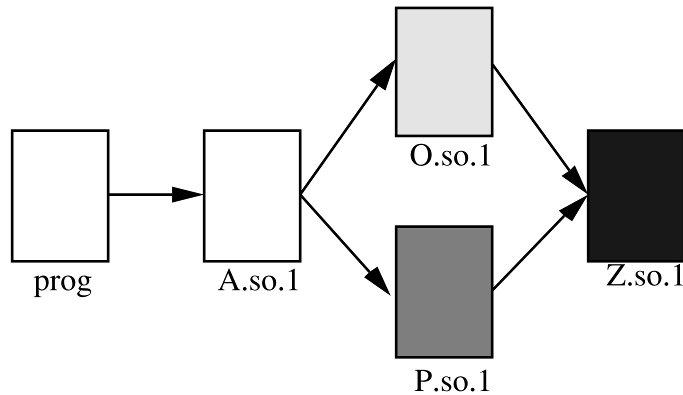


図 3–3　共通依存関係を伴う複数の dlopen(3X) 要求

この結果、`O.so.1` と `P.so.1` の両方がシンボルの検索に `Z.so.1` を使用できます。ここで重要なのは、`dlopen(3X)` の順序に限っていえば、`Z.so.1` も `O.so.1` と `P.so.1` の両方の中でシンボルを検索できることです。

そのため、`O.so.1` と `P.so.1` の両方に、`Z.so.1` の再配置に必要なシンボル `foo` の定義が組み込まれている場合、実際に発生する結び付きを予期することはできません。それは、この結び付きが `dlopen(3X)` 呼び出しの順序の影響を受けるからです。シンボル `foo` の機能が、シンボルが定義されている 2 つの共有オブジェクト間で異なる場合、`Z.so.1` コードを実行したすべての結果は、アプリケーションの `dlopen(3X)` の順序によって異なる可能性があります。

大域オブジェクトの定義

`dlopen(3X)` によって入手されたオブジェクトへのデフォルトの局所シンボルの可視性の割り当ては、モード引数に `RTLD_GLOBAL` フラグを指定することによって、大域に拡大ができます。このモードでは、`dlopen(3X)` によって入手されたオブジェクトは、シンボルを配置するためのワールドシンボルの検索範囲の指定された他のオブジェクトによって使用することができます。

また、`RTLD_GLOBAL` フラグが指定された `dlopen(3X)` によって入手されたオブジェクトは、`dlopen(0)` を使用したシンボル検索にも使用できます (66ページの「追加オブジェクトの読み込み」 参照)。

注 - 局所シンボルの可視性を持つグループの構成要素が、他の大域シンボルの可視性を必要とするグループによって参照される場合、オブジェクトの可視性は局所と大域の両方を連結したものになります。このあと大域グループの参照が削除されても、この格上げされた属性はそのまま残ります。

グループの分離

dlopen(3X) によって入手されたオブジェクトへのデフォルトのワールドシンボルの検索範囲の割り当ては、モード引数に RTLD_GROUP フラグを指定することによって、グループに縮小することができます。このモードでは、dlopen(3X) によって入手されたオブジェクトは、そのオブジェクト固有のグループ内でしかシンボルの検索ができません。

オブジェクトがリンカーの -B グループ オプションを使用して構築された場合、オブジェクトには、割り当てられたグループシンボルの検索範囲があります。

注 - グループ検索機能を持つグループの構成要素が、ワールド検索機能を必要とする他のグループによって参照された場合、オブジェクトの検索機能はグループとワールドが結合したものになります。このあとワールドグループの参照が削除されても、この格上げされた属性はそのまま残ります。

オブジェクト階層

dlopen(3X) によって入手された最初のオブジェクトが、2 番めのオブジェクトに dlopen(3X) を使用した場合、両方のオブジェクトは 1 つのグループに割り当てられます。これにより、オブジェクトが互いにシンボルを配置し合うことを防ぐことができます。

実装の中には、最初のオブジェクトの場合、シンボルを 2 番めのオブジェクトの再配置用にエキスポートする必要がある場合もあります。この必要条件は、次の 2 つのメカニズムのいずれかによって満たすことができます。

- 最初のオブジェクトを 2 番めのオブジェクトの明示的な依存関係にする
- dlopen(3X) を使用した 2 番めのオブジェクトに RTLD_PARENT モードフラグを使用する

最初のオブジェクトを 2 番めのオブジェクトの明示的な依存関係にした場合、これは 2 番めのオブジェクトのグループにも割り当てられます。そのため、最初のオブジェクトは、2 番めのオブジェクトの再配置に必要なシンボルも提供できます。

ただし、ほとんどのオブジェクトが 2 番めのオブジェクトに dlopen(3X) を実行し、これらの最初のオブジェクトが、それぞれ 2 番めのオブジェクトの再配置を満足させる同じシンボルをエキスポートする必要がある場合、2 番めのオブジェクトには明示的な依存関係を割り当てることはできません。この場合、2 番めのオブジェクトの dlopen(3X) モードは、RTLD_PARENT フラグを使用して補強できま

す。このフラグによって、2 番めのオブジェクトのグループが、明示的な依存関係が伝達されたのと同じ方法で、最初のオブジェクトに伝達されます。

上記の 2 つのテクニックには、1 つ小さな相違点があります。明示的な依存関係を指定する場合、その依存関係そのものは、2 番めのオブジェクトの dlopen(3X) 依存関係ツリーの一部になるため、dlopen(3X) を使用したシンボル検索が可能になります。RTLD_PARENT を使用して 2 番めのオブジェクトを入手する場合、最初のオブジェクトは、dlopen(3X) を使用したシンボルの検索に使用できるようにはなりません。

注 - dlopen(3X) によって 2 番めのオブジェクトが、大域シンボル可視性が指定された最初のオブジェクトから入手された場合、RTLD_PARENT モードは冗長で他に影響を与えることはありません。このような状態は、dlopen(3X) がアプリケーションから呼び出されたとき、またはアプリケーションの中の依存関係の 1 つから呼び出されたときに多く発生します。

新しいシンボルの入手

プロセスは、dlsym(3X) を使用して特定のシンボルのアドレスを入手できます。この関数は、ハンドルとシンボルをとり、呼び出し元にそのシンボルのアドレスを戻します。ハンドルは、次の方法で、シンボルの検索を指示します。

- 指定されたオブジェクトの dlopen(3X) から戻されたハンドルを使用すると、オブジェクトの依存関係ツリーからシンボルを入手できる
- 値が 0 のファイルの dlopen(3X) から戻されたハンドルを使用すると、動的実行プログラム、任意の初期設定の依存関係、または RTLD_GLOBAL モードのdlopen(3X) によって入手されたオブジェクトから、シンボルを入手できる
- 特別なハンドル RTLD_DEFAULT を使用すると、動的実行プログラム、任意の初期設定の依存関係、または呼び出し元と同じグループに属する dlopen(3X) によって入手されたオブジェクトから、シンボルを入手できる (77ページの「機能のテスト」を参照)
- 特別なハンドル RTLD_NEXT を使用すると、関連するオブジェクトのネクストからシンボルを入手できる (77ページの「割り込みの使用」を参照)

最初の例は、おそらく最も一般的なものです。ここでは、アプリケーションは、追加オブジェクトをそのアドレススペースに追加し、さらに dlsym(3X) を使用して関数またはデータシンボルを配置します。次に、アプリケーションは、これらのシ

ンボルを使用して、新しいオブジェクト内で提供されるサービスを呼び出します。たとえば、次のコードが組み込まれた main.c ファイルを取り上げてみましょう。

```
#include    <stdio.h>
#include    <dlfcn.h>

main()
{
    void *  handle;
    int *   dptr, (* fptr)();

    if ((handle = dlopen("foo.so.1", RTLD_LAZY)) == NULL) {
            (void) printf("dlopen: %s\n", dlerror());
            exit (1);
    }

    if (((fptr = (int (*)())dlsym(handle, "foo")) == NULL) ||
        ((dptr = (int *)dlsym(handle, "bar")) == NULL)) {
            (void) printf("dlsym: %s\n", dlerror());
            exit (1);
    }

    return ((*fptr)(*dptr));
}
```

ここで、シンボル foo と bar は、ファイル foo.so.1 内で検索された後で、このファイルに関連した依存関係が検索されます。次に、関数 foo は、単一の引数 bar によって return() ステートメントの一部として呼び出されます。

アプリケーション prog が、上記のファイル main.c を使用して構築された場合は、その最初の依存関係は次のものになります。

```
$ ldd prog
        libdl.so.1 =>    /usr/lib/libdl.so.1
        libc.so.1 =>     /usr/lib/libc.so.1
```

dlopen(3X) 内に指定されたファイル名に値 0 がある場合、シンボル foo と bar は、prog 、次に /usr/lib/libdl.so.1 、最後に /usr/lib/libc.so.1 の順番で検索されます。

ハンドルがシンボル検索を開始するルートを指示している場合は、この検索メカニズムは、55ページの「シンボルの検索」で説明したものと同じモデルに従います。

要求されたシンボルが配置されていない場合は、dlsym(3X) は、NULL 値を戻します。この場合、dlerror(3X) を使用すると、失敗の真の理由を示すことができます。次に例を示します。

```
$ prog
dlsym: ld.so.1: main: fatal: bar: can't find symbol
```

ここでは、アプリケーション prog は、シンボル bar を配置できませんでした。

機能のテスト

特別なハンドル RTLD_DEFAULT を使用すると、アプリケーションは他のシンボルの存在をテストできます。シンボル検索は、呼び出しオブジェクトを再配置する場合に使用されるものと同じモデルに従います (68ページの「再配置処理」を参照)。たとえば、アプリケーション prog に次のようなコードフラグメントが組み込まれている場合、

```
if ((fptr = (int (*)())dlsym(RTLD_DEFAULT, "foo")) != NULL)
        (*fptr)();
```

foo は、prog、/usr/lib/libdl.so.1、次に /usr/lib/libc.so.1 の順番で検索されます。このコードフラグメントが、図 3–2 の例で示すようにファイル B.so.1 に組み込まれていた場合、foo の検索は B.so.1 と C.so.1 でも継続して行われます。

このメカニズムによって、32ページの「ウィークシンボル」で説明した定義されていないウィークリファレンスの代わりに使用できる、パワフルで柔軟性のある代替機能が提供されます。

割り込みの使用

特別なハンドル RTLD_NEXT を使用すると、アプリケーションは、シンボルの範囲内で次のシンボルを配置できます。たとえば、アプリケーション prog に次のようなコードフラグメントが組み込まれている場合、

```
if ((fptr = (int (*)())dlsym(RTLD_NEXT, "foo")) == NULL) {
        (void) printf("dlsym: %s\n", dlerror());
        exit (1);
}

return ((*fptr)());
```

foo は、prog に関連した共有オブジェクト内で、この場合は /usr/lib/libdl.so.1 の次に /usr/lib/libc.so.1が検索されます。このコードフラグメントが、図 3–2 の例で示すように、ファイル B.so.1 に組み込まれている場合は、foo は関連する共有オブジェクト C.so.1 の中だけで検索されます。

RTLD_NEXT を使用することによって、シンボル割り込みを活用できます。たとえば、オブジェクト関数は、オブジェクトの前に付けて割り込みでき、これにより、元の関数の処理を補強できます。次のコードフラグメントが共有オブジェクト malloc.so.1 内にある場合、以下のようになります。

```
#include    <sys/types.h>
#include    <dlfcn.h>
#include    <stdio.h>

void *
malloc(size_t size)
{
    static void * (* fptr)() = 0;
    char             buffer[50];

    if (fptr == 0) {
        fptr = (void * (*)())dlsym(RTLD_NEXT, "malloc");
        if (fptr == NULL) {
                (void) printf("dlopen: %s\n", dlerror());
                return (0);
        }
    }

    (void) sprintf(buffer, "malloc: %#x bytes\n", size);
    (void) write(1, buffer, strlen(buffer));
    return ((*fptr)(size));
}
```

この共有オブジェクトを、malloc(3C) が常駐するシステムライブラリ /usr/lib/libc.so.1 の間に割り込むことにより、元の関数呼び出されて配置が完了する前に、この関数への呼び出しが次のように割り込まれます。

```
$ cc -o malloc.so.1 -G -K pic malloc.c
$ cc -o prog file1.o file2.o ..... -R. malloc.so.1
$ prog
malloc: 0x32 bytes
malloc: 0x14 bytes
..........
```

あるいは、次のように入力しても、上記のものと同じ割り込みを実行できます。

```
$ cc -o malloc.so.1 -G -K pic malloc.c
$ cc -o prog main.c
$ LD_PRELOAD=./malloc.so.1 prog
malloc: 0x32 bytes
malloc: 0x14 bytes
..........
```

注 - 割り込みテクニックを使用する場合、反復する可能性がある処理には注意が必要です。`printf(3S)` を直接使用する代わりに、`sprintf(3S)` を使用して診断メッセージを形式し、`malloc(3C)` が `printf(3S)` を使用することによって発生する反復を防いでいます。

動的実行プログラムまたはあらかじめ読み込まれたオブジェクト内で `RTLD_NEXT` を使用することにより、予測可能で有用な割り込みテクニックが使用できます。ただし、このテクニックを汎用オブジェクトの依存関係内で使用する場合には、実際に読み込まれる順番が必ず予測できるとは限らないため、注意が必要です (92ページの「依存関係の並べ変え」を参照)。

機能チェッカー

リンカーによって構築された実行プログラムファイルまたは共有オブジェクトファイルは、新しい実行時リンカー機能を要求できます。実行時リンカーが実行に必要な実行時機能をサポートしているかどうかを検査するために、アプリケーション `.init` セクションによって関数 `check_rtld_feature()` が呼び出されます。現在検査された機能については、92ページの「依存関係の並べ変え」を参照してください。

デバッギングエイド

Solaris リンカーには、デバッギングライブラリが付いていて、これを使用すると実行時のリンクプロセスをより詳細に監視できます。このライブラリは、アプリケーションと依存関係の実行を理解したり、デバッグする場合に役立ちます。これはビジュアルエイドで、このライブラリを使用して表示される情報のタイプは定数のままであると予期されますが、この情報の正確な形式は、リリースごとにわずかに変更される場合があります。

実行時リンカーをよく理解していないと、デバッギング出力のなかには理解できないものがある可能性がありまが、一般的には、興味深い面が多いといえます。

デバッギングは、環境変数 LD_DEBUG を使用して実行します。すべてのデバッギングの出力は、接頭辞としてプロセス識別子を持っていて、デフォルトごとに、標準的なエラーに対して送信されます。この環境変数は、1 つまたは複数のトークンを使用して、必要なデバッギングタイプを示す必要があります。

このデバッギングオプションとともに使用できるトークンは、LD_DEBUG=help を使って表示できます。どの動的実行プログラムを使用しても、この情報を要求することができます。この場合、プロセス自体が終了したあとでこの情報が表示されます。次に例を示します。

```
$ LD_DEBUG=help prog
11693:
11693:          For debugging the runtime linking of an application:
11693:                 LD_DEBUG=token1,token2  prog
11693:          enables diagnostics to the stderr.  The additional
11693:          option:
11693:                 LD_DEBUG_OUTPUT=file
11693:          redirects the diagnostics to an output file created
11593:          using the specified name and the process id as a
11693:          suffix.  All diagnostics are prepended with the
11693:          process id.
11693:
11693:
11693: basic     provide basic trace information/warnings
11693: bindings  display symbol binding; detail flag shows
11693:           absolute:relative addresses
11693: detail    provide more information in conjunction with other
11693:           options
11693: files     display input file processing (files and libraries)
11693: help      display this help message
11693: libs      display library search paths
11693: reloc     display relocation processing
11693: symbols   display symbol table processing;
11693:           detail flag shows resolution and linker table addition
11693: versions  display version processing
11693: audit     display rt-link audit processing
```

注 - これは一例で、実行時リンカーに有効なオプションを示しています。正確なオプションについては、リリースごとに異なる場合があります。

環境変数 LD_DEBUG_OUTPUT を使用すると、出力ファイルを標準エラーの代わりに使用するように指定できます。出力ファイルの名前には、接尾辞としてプロセス ID が付きます。

セキュアアプリケーションのデバッギングは実行できません。

実行時に発生するシンボル結合の表示機能は、最も有効なデバッギングオプションの 1 つです。たとえば、2 つの局所共有オブジェクト上に依存関係を持つ、非常に単純な動的実行プログラムを取り上げてみましょう。

```
$ cat bar.c
int bar = 10;
$ cc -o bar.so.1 -Kpic -G bar.c

$ cat foo.c
foo(int data)
{
        return (data);
}
$ cc -o foo.so.1 -Kpic -G foo.c

$ cat main.c
extern  int     foo();
extern  int     bar;

main()
{
        return (foo(bar));
}
$ cc -o prog main.c -R/tmp:. foo.so.1 bar.so.1
```

実行時シンボルは、 LD_DEBUG=bindings を設定することによって表示されます。

```
$ LD_DEBUG=bindings prog
11753: .......
11753: binding file=prog to file=./bar.so.1: symbol bar
11753: .......
11753: transferring control: prog
11753: .......
11753: binding file=prog to file=./foo.so.1: symbol foo
11753: .......
```

ここでは、データの再配置に必要なシンボル bar が、アプリケーションが制御を受け取る前に結合されます。これに対して、関数の再配置に必要なシンボル foo は、関数が最初に呼び出されたときに、アプリケーションが制御を受け取ったあとで結合されます。これは、レイジー結合のデフォルトモードを示しています。環境変数 LD_BIND_NOW が設定されている場合、シンボル結合はすべて、アプリケーションが制御を受け取る前に実行されます。

現在の結合ロケーションの実際の相対アドレスに関する追加情報は、LD_DEBUG=bindings,detail を設定すると入手できます。

実行時リンカーが、関数の再配置を実行すると、関数 .plt に関連したデータも書き換えられるため、このあとに発生する呼び出しは、関数に直接送信されます。環境変数 LD_BIND_NOT は、あらゆる値に設定されて、このデータの更新を防ぐことができます。この変数を、詳細結合に対するデバッギング要求とともに使用すると、関数結合すべての完全な実行時アカウントを入手できます。この組み合わせによる出力は、膨大なものになるため、アプリケーションのパフォーマンスは低下します。

この他にも、実行時のさまざまな検索パスの使用状況が表示できます。たとえば、依存関係の配置に使用される検索パスのメカニズムは、次のように LD_DEBUG=libs を設定して表示できます。

```
$ LD_DEBUG=libs prog
11775:
11775: find library=foo.so.1; searching
11775:  search path=/tmp:.  (RPATH from file prog)
11775:  trying path=/tmp/foo.so.1
11775:  trying path=./foo.so.1
11775:
11775: find library=bar.so.1; searching
11775:  search path=/tmp:.  (RPATH from file prog)
11775:  trying path=/tmp/bar.so.1
11775:  trying path=./bar.so.1
11775: .......
```

ここでは、アプリケーション prog 内に記録された実行パスは、2 つの依存関係 foo.so.1 と bar.so.1 の検索に影響を与えます。

これと同様の方法で、各シンボルを検索する検索パスは、 LD_DEBUG=symbols を設定して表示できます。これを bindings 要求と結合すると、次のように、シンボル再配置プロセスが完全に表示されます。

```
$ LD_DEBUG=bindings,symbols
11782: .......
11782: symbol=bar;  lookup in file=./foo.so.1  [ ELF ]
11782: symbol=bar;  lookup in file=./bar.so.1  [ ELF ]
11782: binding file=prog to file=./bar.so.1: symbol bar
11782: .......
11782: transferring control: prog
11782: .......
11782: symbol=foo;  lookup in file=prog  [ ELF ]
11782: symbol=foo;  lookup in file=./foo.so.1  [ ELF ]
11782: binding file=prog to file=./foo.so.1: symbol foo
```

(続く)

続き

```
11782: .......
```

注 - 上記の例では、シンボル `bar` は、アプリケーション `prog` 内では検索されません。これは、コピーの再配置を処理するときに行なわれる最適化が原因です (この再配置タイプの詳細については、108ページの「再配置のコピー」を参照)。

第 4 章

共有オブジェクト

概要

共有オブジェクトは、リンカーによって作成される出力形式の 1 つであり、–G オプションを指定して生成されます。次に例を示します。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -G -K pic foo.c
```

ここで、共有オブジェクト libfoo.so.1 は、入力ファイル foo.c から生成されます。

注 - これは、共有オブジェクトを生成する非常に簡単な例です。通常は、追加オプションを使用することをお勧めします。これらのオプションについては、以下の節で説明します。

共有オブジェクトとは、1 つまたは複数の再配置可能なオブジェクトから生成される表示できないユニットです。共有オブジェクトは、動的実行可能ファイルと結合して実行可能プロセスを形成することができます。共有オブジェクトは、その名前が示すように、複数のアプリケーションによって共有できます。このように共有オブジェクトの影響力は非常に大きくなる可能性があるため、この章では、リンカーのこの出力形式について前の章よりも詳しく説明します。

共有オブジェクトを動的実行可能ファイルや他の共有オブジェクトに結合するには、まず共有オブジェクトが必要な出力ファイルのリンク編集に使用可能でなければなりません。このリンク編集中、入力共有オブジェクトはすべて、作成中の出力

ファイルの論理アドレス空間に追加された場合のように解釈されます。つまり、共有オブジェクトのすべての機能が、出力ファイルにとって使用可能になります。

これらの共有オブジェクトは、この出力ファイルの依存関係になります。出力ファイル内には、この依存関係を記述するための少量の登録情報が保持されます。実行時リンカーは、この情報を解釈し、実行可能プロセス作成の一部として、これらの共有オブジェクトの処理を完了します。

次の節では、コンパイル環境と実行時環境内での共有オブジェクトの使用法について詳しく説明します (これらの環境については、4ページの「共有オブジェクト」を参照してください)。ここでは、共有オブジェクトの効率を最大にするための手法とともに、これらの環境内における共有オブジェクトの使用の調整に役立つ事項について説明します。

命名規約

リンカーも実行時リンカーも、ファイル名によってファイルを解釈しません。ファイルはすべて検査されて、その ELF タイプが判定されます (173ページの「ELF ヘッダー」を参照)。この情報から、ファイルの処理条件が推定されます。ただし、共有オブジェクトは通常、コンパイル環境または実行時環境のどちらの一部として使用されるかによって、2 つの命名規約のうちどちらかに従います。

共有オブジェクトは、コンパイル環境の一部として使用される場合、リンカーによって読み取られて処理されます。これらの共有オブジェクトは、リンカーに渡されるコマンド行の一部で明示的なファイル名によって指定できますが、リンカーのライブラリ検索機能を利用するために -l オプションを使用する方が一般的です (15ページの「共有オブジェクトの処理」を参照)。

共有オブジェクトをこのリンカー処理に使用できるようにするには、接頭辞 lib と接尾辞 .so によって共有オブジェクトを指定する必要があります。たとえば、/usr/lib/libc.so は、コンパイル環境に使用できる標準 C ライブラリの共有オブジェクト表現です。規則によって、64 ビット SPARCV9 の共有オブジェクトは、sparcv9 と呼ばれる lib ディレクトリのサブディレクトリに置かれます。たとえば、/usr/lib/libc.so.1 がある場合、64 ビット SPARCV9 に対応するオブジェクトは、/usr/lib/sparcv9/libc.so.1 にあります。また、SPARC プラットフォーム上の /usr/lib/sparcv9 を指すネイティブ 64 ビットアーキテクチャへのシンボリックリンク /usr/lib/64 もあります。

共有オブジェクトは、実行時環境の一部として使用される場合、実行時リンカーによって読み取られて処理されます。一連のソフトウェアリリースでは、共有オブジェクトのエクスポートされたインタフェースでの変更が可能でなければならない場合があります。このインタフェースの変更は、バージョンアップファイル名として共有オブジェクトを提供することによって予測可能にして、サポートできます。

バージョン付きファイル名は、通常、.so 接尾辞の後にバージョン番号が続くという形式をとります。たとえば、/usr/lib/libc.so.1 は、実行時環境で使用可能な標準 C ライブラリのバージョン 1 の共有オブジェクト表示です。

共有オブジェクトが、コンパイル環境内での使用をまったく目的としていない場合は、従来の lib 接頭辞がその名前から削除されることがあります。このカテゴリに属する共有オブジェクトの例には、dlopen(3X) だけに使用されるオブジェクトがあります。実際のファイルタイプを示すために、やはり接尾辞 .so は付けた方が望ましく、一連のソフトウェアリリースで共有オブジェクトの正しい結合を行うためにはバージョン番号も必要です。

注 - dlopen(3X) で使用される共有オブジェクト名は通常、単純ファイル名として表わされます。つまり、名前に '/' が付きません。この規則によって、実行時リンカーは、実際のファイルを検索するための規則を自由に使用できます (詳細については、59ページの「追加オブジェクトの読み込み」を参照してください)。

第 5 章では、一連のソフトウェアリリースで共有オブジェクトインタフェースのバージョンアップという概念についてさらに詳しく説明します。また、コンパイル環境と実行時環境の両方で使用される共有オブジェクト間の命名規約を調整するためのメカニズムについても説明します。ただし最初に、共有オブジェクトが各自の実行時名を記録するためのメカニズムを説明しておきます。

共有オブジェクト名の記録

動的実行可能ファイルまたは共有オブジェクトでの「依存関係」の記録は、デフォルトでは、関連する共有オブジェクトがリンカーによって参照されるときのファイル名になります。たとえば、次の動的実行可能ファイルは、同じ共有オブジェクト libfoo.so に対して構築されますが、同じ依存関係の解釈は異なります。

```
$ cc -o ../tmp/libfoo.so -G foo.o
$ cc -o prog main.o -L../tmp -lfoo
$ dump -Lv prog | grep NEEDED
[1]      NEEDED   libfoo.so
```

(続く)

```
$ cc -o prog main.o ../tmp/libfoo.so
$ dump -Lv prog | grep NEEDED
[1]     NEEDED   ../tmp/libfoo.so
$ cc -o prog main.o /usr/tmp/libfoo.so

$ dump -Lv prog | grep NEEDED
[1]     NEEDED   /usr/tmp/libfoo.so
```

上記の例が示すように、依存関係を記録するこのメカニズムでは、コンパイル手法の違いによって不一致が生じる可能性があります。また、リンク編集中に参照される共有オブジェクトの位置が、インストールされたシステムでの共有オブジェクトの最終的な位置と異なる場合があります。

依存関係を指定するより一貫した手法として、共有オブジェクトは、それぞれの内部にファイル名を記録できます。共有オブジェクトは、このファイル名によって実行時に参照されます。

共有オブジェクトのリンク編集中、–h オプションを使用すると、その実行時名を共有オブジェクト自体に記録できます。次に例を示します。

```
$ cc -o ../tmp/libfoo.so -G -K pic -h libfoo.so.1 foo.c
```

ここで、共有オブジェクトの実行時名 `libfoo.so.1` は、ファイル自体に記録されます。この識別名は soname と呼ばれ、その記録は `dump(1)` を使用し、`SONAME` タグを持つエントリを参照して表示できます。 次に例を示します。

```
$ dump -Lvp ../tmp/libfoo.so

../tmp/libfoo.so:
[INDEX] Tag      Value
[1]     SONAME   libfoo.so.1
.........
```

リンカーが soname を含む共有オブジェクトを処理する場合、生成中の出力ファイル内に依存関係として記録されるのはこの名前です。

したがって、前の例から動的実行可能ファイル `prog` を作成しているときに、この新しいバージョンの `libfoo.so` が使用されると、実行可能ファイルを構築するための 3 つの方式すべてによって同じ依存関係が記録されます。

```
$ cc -o prog main.o -L../tmp -lfoo
$ dump -Lv prog | grep NEEDED
[1]     NEEDED   libfoo.so.1

$ cc -o prog main.o ../tmp/libfoo.so
$ dump -Lv prog | grep NEEDED
[1]     NEEDED   libfoo.so.1

$ cc -o prog main.o /usr/tmp/libfoo.so
$ dump -Lv prog | grep NEEDED
[1]     NEEDED   libfoo.so.1
```

上記の例では、 –h オプションは、単純 (simple) ファイル名を指定するために使用されます。つまり、名前に '/' が付きません。この規則では、実行時リンカーが実際のファイルを検索するための規則を自由に使用できるため、これを使用することをお勧めします (詳細については、50ページの「共有オブジェクトの依存関係の配置」を参照してください)。

アーカイブへの共有オブジェクトの取り込み

共有オブジェクトに soname を記録するメカニズムは、共有オブジェクトがアーカイブライブラリから処理される場合に重要です。

アーカイブは、1 つまたは複数の共有オブジェクトから構築し、動的実行可能ファイルまたは共有オブジェクトを生成するために使用できます。共有オブジェクトは、リンク編集の条件を満たすためにアーカイブから抽出できます (アーカイブ抽出条件の詳細については、14ページの「アーカイブ処理」を参照してください)。ただし、作成中の出力ファイルに連結される再配置可能オブジェクトの処理とは違って、アーカイブから抽出された共有オブジェクトは、すべて依存関係として記録されます。

アーカイブ構成要素の名前はリンカーによって構築されて、アーカイブ名とアーカイブ内のオブジェクトの連結になります。次に例を示します。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -G -K pic foo.c
$ ar -r libfoo.a libfoo.so.1
$ cc -o main main.o libfoo.a
$ dump -Lv main | grep NEEDED
[1]     NEEDED   libfoo.a(libfoo.so.1)
```

この連結名を持つファイルが実行時に存在することはほとんどないため、共有オブジェクト内に soname を与える方法が、依存関係の有意な実行時ファイル名を生成する唯一の手段です。

注 - 実行時リンカーは、アーカイブからオブジェクトを抽出しません。したがって、上記の例では、必要な共有オブジェクト依存関係をアーカイブから抽出して、実行時環境で使用できるようにする必要があります。

記録名の衝突

共有オブジェクトが実行可能ファイルまたは別の共有オブジェクトを構築するために使用される場合、リンカーは、いくつかの整合性検査を実行して、出力ファイル内に記録される依存関係名すべてが一意になるように保証します。

依存関係名の衝突は、リンク編集への入力ファイルとして使用される 2 つの共有オブジェクトがどちらも同じ soname を含む場合に発生する可能性があります。次に例を示します。

```
$ cc -o libfoo.so -G -K pic -h libsame.so.1 foo.c
$ cc -o libbar.so -G -K pic -h libsame.so.1 bar.c
$ cc -o prog main.o -L. -lfoo -lbar
ld: fatal: file ./libbar.so: recording name 'libsame.so.1' \
           matches that provided by file ./libfoo.so
ld: fatal: File processing errors. No output written to prog
```

記録された soname を持たない共有オブジェクトのファイル名が、同じリンク編集中に使用された別の共有オブジェクトの soname に一致する場合にも類似にエラー条件が発生します。

生成中の共有オブジェクトの実行時名が、その依存関係の 1 つに一致する場合にも、リンカーは名前の衝突を報告します。次に例を示します。

```
$ cc -o libbar.so -G -K pic -h libsame.so.1 bar.c -L. -lfoo
ld: fatal: file ./libfoo.so: recording name 'libsame.so.1'  \
           matches that supplied with -h option
ld: fatal: File processing errors. No output written to libbar.so
```

依存関係を持つ共有オブジェクト

これまでこの章で示した例のほとんどは、共有オブジェクトの依存関係が動的実行可能ファイル内でどのように維持されるかを示していますが、共有オブジェクトが独自の依存関係を持つことは非常に一般的です (これについては、15ページの「共有オブジェクトの処理」を参照してください)。

50ページの「実行時リンカーによって検索されるディレクトリ」では、共有オブジェクトの依存関係を検索するために実行時リンカーが使用する検索規則について説明しています。共有オブジェクトがデフォルトディレクトリの /usr/lib、または 64 ビット SPARCV9 の場合の /usr/lib/sparcv9 にないときは、実行時リンカーに対して検索場所を明示的に指示する必要があります。この種の条件を指示するために優先されるメカニズムは、リンカーの –R オプションを使用して、依存関係を持つオブジェクトに「実行パス」を記録するというものです。次に例を示します。

```
$ cc -o libbar.so -G -K pic bar.c
$ cc -o libfoo.so -G -K pic foo.c -R/home/me/lib -L. -lbar
$ dump -Lv libfoo.so

libfoo.so:

  **** DYNAMIC SECTION INFORMATION ****
.dynamic:
[INDEX] Tag      Value
[1]     NEEDED   libbar.so
[2]     RPATH    /home/me/lib
.........
```

ここで、共有オブジェクト libfoo.so は、libbar.so に対する依存関係を持ちます。これは、実行時にディレクトリ /home/me/lib にあるものと予期されますが、ない場合はデフォルト位置の /usr/lib にあるものと予期します。

共有オブジェクトでは、依存関係を検索するために必要な実行パスすべてを指定する必要があります。動的実行可能ファイルに指定された実行パスはすべて、動的実行可能ファイルの依存関係を検索するためにだけ使用されます。これは、共有オブジェクトの依存関係を検索するために使用されることはありません。

これに対して、環境変数 LD_LIBRARY_PATH は、より広域的な適用範囲を持ちます。この変数を使用して指定されたパス名はすべて、実行時リンカーによって、すべての共有オブジェクト依存関係を検索するために使用されます。この環境変数は、実行時リンカーの検索パスに影響を与える一時的なメカニズムとして便利です

が、製品版ソフトウェアではできるだけ使用しないようにしてください (詳細については、50ページの「実行時リンカーによって検索されるディレクトリ」を参照してください)。

依存関係の並べ変え

このマニュアルで示すほとんどの例では、動的実行可能ファイルと共有オブジェクトの依存関係は、一意の比較的単純なものとして描かれています (依存共有オブジェクトの幅優先の並べ変えについては、50ページの「共有オブジェクトの依存関係の配置」を参照してください)。これらの例では、共有オブジェクトがプロセスのアドレス空間に取り込まれたときの並べ変えが、非常にわかりやすくて予測可能なものにみえるかもしれません。

しかし、動的実行可能ファイルと共有オブジェクトが同じ共通の共有オブジェクトに対して依存関係を持つ場合は、オブジェクトが処理される順序が予測困難になる可能性があります。

たとえば、共有オブジェクトの開発者が、次の依存関係を持つ libfoo.so.1 を生成したものと想定します。

```
$ ldd libfoo.so.1
        libA.so.1 =>     ./libA.so.1
        libB.so.1 =>     ./libB.so.1
        libC.so.1 =>     ./libC.so.1
```

この共有オブジェクトを使用して動的実行可能ファイル prog を作成し、libC.so.1 に対してさらに明示的な依存関係を定義すると、共有オブジェクトの順序は次のようになります。

```
$ cc -o prog main.c -R. -L. -lC -lfoo
$ ldd prog
        libC.so.1 =>     ./libC.so.1
        libfoo.so.1 =>   ./libfoo.so.1
        libA.so.1 =>     ./libA.so.1
        libB.so.1 =>     ./libB.so.1
```

したがって、共有オブジェクト libfoo.so.1 の開発者がその依存関係の処理順序にある条件を設定しても、動的実行可能ファイル prog を構築した場合には、設定した条件は処理順序に影響を与えません。

シンボルの挿入位置 (55ページの「シンボルの検索」、69ページの「シンボル検索」、および 77ページの「割り込みの使用」を参照) と .init セクションの処理 (62ページの「初期設定および終了ルーチン」を参照) を特に重要視する開発者は、共有オブジェクトの処理順序でのこのような変更の可能性に注意する必要があります。

フィルタとしての共有オブジェクト

フィルタとは、代替共有オブジェクトへの間接参照を提供するために使用される特殊な形式の共有オブジェクトのことをいいます。2 つの形式の共有オブジェクトフィルタがあります。

- 標準フィルタ
- 補助フィルタ

標準フィルタは、基本的に単一のシンボルテーブルからなり、実行時環境からコンパイル環境を抽象化するメカニズムを提供します。このフィルタを使用するリンク編集は、フィルタ自体によって提供されるシンボルを参照しますが、シンボル参照の解釈は、実行時に代替ソースから提供されます。

標準フィルタは、リンカーの -F フラグによって識別されます。このフラグは、実行時にシンボル参照を与える共有オブジェクトを示す関連ファイル名をとります。この共有オブジェクトは、フィルタ対象と呼ばれます。 -F フラグを複数回使用すると、複数のフィルタ対象を記録できます。

フィルタ対象を実行時理できないか、またはフィルタによって定義されたシンボルがフィルタ対象内に見つからない場合、そのフィルタは無視されて、シンボル解決は次に関連する依存関係に続けられます。

補助フィルタも同様のメカニズムを備えていますが、フィルタ自体にそのシンボルに対応する実装が含まれます。 フィルタを使用するリンク編集ではフィルタ自体によって提供されたシンボルを参照しますが、シンボル参照の実装は、実行時に代替ソースから提供できます。

補助フィルタは、リンカーの -f フラグを使用して識別されます。このフラグは、実行時にシンボルを与えるために使用できる共有オブジェクトを示す関連ファイル名をとります。この共ブジェクトは、フィルタ対象と呼ばれます。 -f フラグを複数回使用すると、複数のフィルタ対象を記録できます。

フィルタ対象を実行時に処理できないか、またはフィルタ対象内にフィルタが見つからないと、フィルタ内のシンボルの実装が使用されます。

標準フィルタの生成

まずフィルタ対象 ibbar.so.1 を定義し、それに対してこのフィルタ手法を適用します。このフィルタ対象は、いくつかの再配置可能オブジェクトから構築される場合があります。これらのオブジェクトの 1 つは、ファイル bar.c から発生し、シンボル foo と bar を与えます。

```
$ cat bar.c
char * bar = "bar";

char * foo()
{
    return("defined in bar.c");
}
$ cc -o libbar.so.1 -G -K pic .... bar.c ....
```

標準フィルタ libfoo.so.1 は、シンボル foo と bar に対して生成されて、フィルタ対象 libbar.so.1 への関連付けを示します。次に例を示します。

```
$ cat foo.c
char * bar = 0;

char * foo(){}

$ LD_OPTIONS='-F libbar.so.1' \
cc -o libfoo.so.1 -G -K pic -h libfoo.so.1 -R. foo.c
$ ln -s libfoo.so.1 libfoo.so
$ dump -Lv libfoo.so.1 | egrep "SONAME|FILTER"
[1]      SONAME   libfoo.so.1
[2]      FILTER   libbar.so.1
```

注 - ここで、環境変数 LD_OPTIONS は、このコンパイラドライバが –F オプションをそれ自体のオプションの 1 つとして解釈しないようにするために使用されています。

リンカーは、標準フィルタ libfoo.so.1 を参照して動的実行可能ファイルまたは共有オブジェクトを構築する場合、シンボル解決中にフィルタシンボルテーブルからの情報を使用します (詳細については、24ページの「シンボル解析」を参照してください)。

実行時に、フィルタのシンボルを参照すると、必ずフィルタ対象 libbar.so.1 がさらに読み込まれます。実行時リンカーは、このフィルタ対象を使用して、libfoo.so.1 によって定義されたシンボルを解釈処理します。

たとえば、次の動的実行可能ファイル prog は、シンボル foo と bar を参照します。これらは、リンク編集中にフィルタ libfoo.so.1 から解釈処理されます。

```
$ cat main.c
extern char * bar, * foo();
main(){
    (void) printf("foo() is %s: bar=%s\n", foo(), bar);
}
$ cc -o prog main.c -R. -L. -lfoo
$ prog
foo() is defined in bar.c: bar=bar
```

動的実行可能ファイル prog を実行すると、関数 foo() とデータ項目 bar が、フィルタ libfoo.so.1 からではなく、フィルタ対象 libbar.so.1, から取得されます。

注 - この例では、フィルタ対象 libbar.so.1 がフィルタ libfoo.so.1 に一意に関連付けられています。このため、prog を実行した結果読み込まれる可能性がある他のオブジェクトからのシンボル参照を満たすために使用することができません。

標準フィルタは、既存の共有オブジェクトのサブセットインタフェース、または多数の既存の共有オブジェクトに及ぶインタフェースグループを定義するためのメカニズムとなります。Solaris で使用されるフィルタには、/usr/lib/libsys.so.1 と /usr/lib/libdl.so.1 の 2 つがあります。

最初のフィルタは、標準 C ライブラリ /usr/lib/libc.so.1 のサブセットになります。このサブセットは、準拠するアプリケーションによってインポートしなければならない C ライブラリ内の ABI に準拠する関数とデータ項目を表わします。

2 つめのフィルタは、実行時リンカー自体へのユーザーインタフェースを定義します。このインタフェースは、コンパイル環境で (libdl.so.1 から) 参照されるシンボルと、実行時環境内で (ld.so.1 から) 作成される実際の実装結合間の抽象化を提供します。

複数のフィルタ対象を使用するフィルタの一例として、/usr/lib/libxnet.so.1 があります。このライブラリは、/usr/lib/libsocket.so.1、/usr/lib/libnsl.so.1、および /usr/lib/libc.so.1 から、ソケットと XTI インタフェースを提供します。

標準フィルタ内のコードは実行時に参照されないため、フィルタ内に定義された関数に内容を加えても意味がありません。フィルタコードが再配置を必要とする場合

がありますが、実行時にそのフィルタを処理すると不要なオーバーヘッドが生じます。関数は空のルーチンとして定義するようにしてください。

フィルタ内にデータシンボルを生成するときにも注意が必要です。データ項目は必ず初期設定して、動的実行可能ファイルから参照されるように保証する必要があります。

リンカーによって実行されるより複雑なシンボル解釈処理の中には、シンボルサイズを含むシンボルの属性に関する知識を必要とするものがあります (詳細については、24ページの「シンボル解析」を参照)。このため、フィルタ内のシンボルの属性がフィルタ対象内のシンボルの属性と一致するようにシンボルを生成することをお勧めします。これにより、リンク編集処理では、実行時に使用されるシンボル定義と互換性のある方法でフィルタが解析されます。

補助フィルタの生成

補助フィルタの作成方法は、標準フィルタの場合と基本的に同じです (詳細については、94ページの「標準フィルタの生成」を参照)。まず、このフィルタ手法を適用するフィルタ対象 `libbar.so.1` を定義します。このフィルタ対象は、いくつかの再配置可能オブジェクトから構築される場合があります。これらのオブジェクトの 1 つは、ファイル `bar.c` から発生し、シンボル `foo` を提供します。

```
$ cat bar.c
char * foo()
{
    return("defined in bar.c");
}
$ cc -o libbar.so.1 -G -K pic .... bar.c ....
```

補助フィルタ `libfoo.so.1` が、シンボル`foo` と `bar` に対して生成されて、フィルタ対象 `libbar.so.1` への関連付けを示します。次に例を示します。

```
$ cat foo.c
char * bar = "foo";

char * foo()
{
    return ("defined in foo.c");
}
$ LD_OPTIONS='-f libbar.so.1' \
cc -o libfoo.so.1 -G -K pic -h libfoo.so.1 -R. foo.c
```

(続く)

続き

```
$ ln -s libfoo.so.1 libfoo.so
$ dump -Lv libfoo.so.1 | egrep "SONAME|AUXILIARY"
[1]     SONAME    libfoo.so.1
[2]     AUXILIARY libbar.so.1
```

注 - ここで、環境変数 LD_OPTIONS は、このコンパイラドライバが –f オプションをそれ自体のオプションの 1 つとして解釈しないようにするために使用されています。

リンカーは、補助フィルタ libfoo.so.1 を参照して動的実行可能ファイルまたは共有オブジェクトを構築する場合、シンボル解決中、フィルタシンボルテーブルの情報を使用します (詳細については、24ページの「シンボル解析」を参照)。

実行時にフィルタのシンボルを参照すると、フィルタ対象 libbar.so.1 が検索されます。このフィルタ対象が見つかると、実行時リンカーは、このフィルタ対象を使用して、libfoo.so.1 によって定義されたすべてのシンボルを解釈処理します。このフィルタ対象が見つからないか、またはフィルタ対象にフィルタからのシンボルがない場合は、フィルタ内のシンボルの元の値が使用されます。

たとえば、次の動的実行可能ファイル prog は、シンボル foo と bar を参照します。これらのシンボルは、フィルタ libfoo.so.1 からのリンク編集中に解釈処理されます。

```
$ cat main.c
extern char * bar, * foo();

main(){
    (void) printf("foo() is %s: bar=%s\n", foo(), bar);
}
$ cc -o prog main.c -R. -L. -lfoo
$ prog
foo() is defined in bar.c: bar=foo
```

動的実行可能ファイル prog を実行すると、関数 foo() は、フィルタ libfoo.so.1 からではなく、フィルタ対象 libbar.so.1 から取得されます。ただし、データ項目 bar は、フィルタ libfoo.so.1 から取得されます。このシンボルは、フィルタ対象 libbar.so.1 に代替定義を持たないためです。

補助フィルタは、既存の共有オブジェクトの代替インタフェースを定義するメカニズムとなります。このメカニズムは、Solaris で使用されて、プラットフォーム固有の共有オブジェクト内に最適化された機能を提供します。

注 - 環境変数 LD_NOAUXFLTR を設定すると、実行時リンカーの補助フィルタ処理を無効にできます。このことは、フィルタ対象の使用と性能の影響を評価するときに役立ちます。

プラットフォーム固有の共有オブジェクト

補助フィルタ命名メカニズムの拡張子では、予約トークン $PLATFORM を使用できます。このトークンは、実行時に展開されて、 -i オプションを付けたユーティリティ uname(1) によって表示される基本ハードウェアの実装を反映します。

次の例は、プラットフォーム固有のフィルタ対象 libbar.so.1 にアクセスするように補助フィルタ libfoo.so.1 を設計する方法を示しています。

```
$ LD_OPTIONS='-f /usr/platform/$PLATFORM/lib/libbar.so.1' \
cc -o libfoo.so.1 -G -K pic -h libfoo.so.1 -R. foo.c
$ dump -Lv libfoo.so.1 | egrep "SONAME|AUXILIARY"
[1]     SONAME    libfoo.so.1
[2]     AUXILIARY /usr/platform/$PLATFORM/lib/libbar.so.1
```

このメカニズムは、Solaris で使用されて、共有オブジェクト /usr/lib/libc.so.1 にプラットフォーム固有の拡張子を提供します。

フィルタ対象の処理

実行時リンカーによるフィルタ処理は、フィルタ内のシンボルへの参照が生じるまで、フィルタ対象の読み込みを延期します。この実装は、各フィルタ対象に対して必要に応じて dlopen(3X) を実行するフィルタに似ています。この実装は、ldd(1) などのツールによって生じる可能性がある、依存関係の報告における違いの原因となるものです。

デフォルトでは、ldd(1) は、動的オブジェクトの依存関係を表示するため、フィルタを別の依存関係と同様に報告します。ただし、 -d または -r オプションを使用すると、再配置処理が生じて、フィルタ内でシンボル参照が行われる場合があります。この場合は、フィルタ対象処理がトリガーされて、ldd(1) によってさらに依

存関係が報告されることがあります。すべてのフィルタ対象が確実に即時処理されるようにするには、-l オプションを使用できます。

フィルタを作成して、そのフィルタ対象を実行時に即時処理する場合は、リンカーの -z loadfltr オプションを使用できます。また、プロセス内のフィルタすべての即時処理は、環境変数 LD_LOADFLTR を設定することによってトリガーすることもできます。

性能に関する考慮事項

共有オブジェクトは、同じシステム内の複数のアプリケーションで使用できます。したがって、共有オブジェクトの性能の影響は、それを使用するアプリケーションだけでなく、システム全体にいたるほどに大きくなる可能性があります。

共有オブジェクト内の実際のコードは、実行中のプロセスの性能に直接影響しますが、ここでは共有オブジェクト自体の実行時処理に焦点を絞って性能の問題を説明します。次の節では、再配置によるオーバーヘッドとともに、テキストサイズや純度 (purity) などの面についても見ながら、この処理について詳しく説明します。

役に立つツール

性能について述べる前に、使用可能なツールのいくつかと ELF ファイルの内容の解析に対するその使用法を理解しておくと役に立ちます。

ELF ファイルに定義されているセクションまたはセグメントのいずれかのサイズに対する参照は、頻繁に行われます (ELF 形式の詳細については、第 7 章を参照)。ファイルのサイズは、size(1) コマンドを使用して表示できます。次に例を示します。

```
$ size -x libfoo.so.1
59c + 10c + 20 = 0x6c8$

size -xf libfoo.so.1
..... + 1c(.init) + ac(.text) + c(.fini) + 4(.rodata) + \
..... + 18(.data) + 20(.bss) .....
```

最初の例は、SunOS オペレーティングシステムの以前のリリースから引き続き使用されてきたカテゴリである、共有オブジェクトテキスト、データ、および bss の

サイズを示します。ELF 形式は、データをセクションに編成することによって、ファイル内のデータを表現するためのより精密な方法を提供します。2 番目の例は、ファイルの読み込み可能な各セクションのサイズを表示しています。

セクションは、セグメントと呼ばれる単位に割り当てられます。セグメントの一部は、ファイルの部分がメモリにどのように割り当てられるかを記述します。これらの読み込み可能セグメントは、dump(1) コマンドを使用して、LOAD エントリを調べることによって表示できます。次に例を示します。

```
$ dump -ov libfoo.so.1libfoo.so.1:
 ***** PROGRAM EXECUTION HEADER *****
Type        Offset      Vaddr       Paddr
Filesz      Memsz       Flags       Align

LOAD        0x94        0x94        0x0
0x59c       0x59c       r-x         0x10000

LOAD        0x630       0x10630     0x0
0x10c       0x12c       rwx         0x10000
```

ここで、共有オブジェクト libfoo.so.1 には、一般にテキストセグメントおよびデータセグメントと呼ばれる 2 つのセグメントがあります。テキストセグメントは、その内容の読み取りと実行 (r-x) が可能になるように割り当てられます。これに対して、データセグメントは、その内容の変更 (rwx) が可能になるように割り当てられます。データセグメントのメモリサイズ (Memsz) が、ファイルサイズ (Filesz) とは異なることに注意してください。この違いは、実際にはデータセグメントの一部である .bss セクションを示すものです。

ただし、通常プログラマは、関数とデータ要素をそのコード内に定義するシンボルの点からファイルについて考えます。これらのシンボルは、nm(1) を使用して表示できます。次に例を示します。

```
$ nm -x libfoo.so.1
[Index]   Value      Size       Type  Bind  Other Shndx   Name
.........
[39]     |0x00000538|0x00000000|FUNC |GLOB |0x0   |7      |_init
[40]     |0x00000588|0x00000034|FUNC |GLOB |0x0   |8      |foo
[41]     |0x00000600|0x00000000|FUNC |GLOB |0x0   |9      |_fini
[42]     |0x00010688|0x00000010|OBJT |GLOB |0x0   |13     |data
[43]     |0x0001073c|0x00000020|OBJT |GLOB |0x0   |16     |bss
.........
```

シンボルを含むセクションは、シンボルテーブルのセクションインデックス (Shndx) フィールドを参照し、dump(1) を使用してファイル内のセクションを表示することによって判定できます。次に例を示します。

```
$ dump -hv libfoo.so.1
libfoo.so.1:
           **** SECTION HEADER TABLE ****
[No]     Type    Flags   Addr      Offset    Size      Name
.........
[7]      PBIT    -AI     0x538     0x538     0x1c      .init

[8]      PBIT    -AI     0x554     0x554     0xac      .text

[9]      PBIT    -AI     0x600     0x600     0xc       .fini
.........
[13]     PBIT    WA-     0x10688   0x688     0x18      .data

[16]     NOBI    WA-     0x1073c   0x73c     0x20      .bss
.........
```

前出の nm(1) および dump(1) の例による出力を使用すると、セクション.init、.text および .fini に対する関数_init、foo、および_fini の関連付けが見られます。これらのセクションは読み取り専用であるため、テキストセグメントの一部です。

同様に、データ配列 data と bss は、それぞれセクション .data と .bss に関連付けられています。これらのセクションは書き込み可能であるため、データセグメントの一部です。

注 - 前出の dump(1) の表示は例のために簡素化されています。

ここで説明したツール情報を利用すると、生成するすべての ELF ファイル内でのコードおよびデータの位置を解析できます。この知識は、次の節での説明を理解するうえで役立ちます。

基本システム

アプリケーションがある共有オブジェクトを使用して構築される場合、そのオブジェクトの読み込み可能な内容全体が、実行時にそのプロセスの仮想アドレス空間に割り当てられます。共有オブジェクトを使用する各プロセスは、まずメモリ内にある共有オブジェクトの単一のコピーを参照します。

共有オブジェクト内の再配置は処理されて、シンボリック参照を該当する定義に結合します。これにより、共有オブジェクトがリンカーによって生成されたときには得られなかった真の仮想アドレスが計算されます。通常、これらの再配置によって、プロセスのデータセグメント内のエントリが更新されます。

メモリ管理スキーマは、プロセス間で共有オブジェクトの共有メモリをページ細部のレベルで動的リンクするときの基本となります。メモリページは、実行時に変更されていなければ共有できます。プロセスは、データ項目の書き込み時、または共有オブジェクトへの参照の再配置時に共有オブジェクトのページに書き込む場合、そのページの専用コピーを生成します。この専用コピーは共有オブジェクトの他のユーザーに対して何も影響しませんが、このページは、他のプロセス間での共有に伴う利点をすべて失います。この方法で変更されたテキストページは、「純粋でない」(*impure*) と呼ばれます。

メモリに割り当てられた共有オブジェクトのセグメントは、2 つの基本的なカテゴリに分類されます。これは、読み取り専用の「テキスト」セグメントと、読み書き可能な「データ」セグメントです (ELF ファイルからこの情報を取得する方法については、99ページの「役に立つツール」を参照してください)。共有オブジェクトを開発するときの主要目的は、テキストセグメントを最大化して、データセグメントを最小化することにあります。これにより、共有オブジェクトの初期設定と使用に必要な処理の量を削減しながら、コード共有の量を最適化できます。次の節では、この目的を達成するために役立つメカニズムを示します。

位置に依存しないコード

実行時に必要なページ変更が最も少ないプログラムを作成するために、コンパイラは、`-K pic` オプションによって、位置に依存しないコードを生成します。動的実行可能ファイル内のコードは、通常、メモリ内の固定アドレスに結合されていますが、位置に依存しないコードは、プロセスのアドレス空間内にある任意の場所に読み込みできます。このコードは、特定のアドレスに結合されていないため、それを使用する各プロセスの異なるアドレスでページ変更を行わなくても、正しく実行されます。

位置に依存しないコードを使用すると、再配置可能な参照が、共有オブジェクトのデータセグメント内のデータを使用する間接参照の形式で生成されます。この結果、テキストセグメントコードは読み取り専用のままになり、すべての再配置更新がデータセグメント内の対応するエントリに適用されます。これらの 2 つのセクションの使用方法については、272ページの「大域オフセットテーブル (プロセッサ

固有)」と273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照してください。

共有オブジェクトが位置に依存しないコードから構築される場合、テキストセグメントでは通常、実行時に大量の再配置を実行する必要があります。この再配置を処理するために実行時リンカーが用意されていますが、この処理によるシステムオーバーヘッドによって深刻な性能低下が生じるおそれがあります。

テキストセグメントに対して再配置を必要とする共有オブジェクトは、dump(1) を使用して、TEXTREL エントリの出力を調べることによって識別できます。次に例を示します。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -G -R. foo.c
$ dump -Lv libfoo.so.1 | grep TEXTREL
[9]      TEXTREL  0
```

注 - TEXTREL エントリの値は不適切です。共有オブジェクトにこの値が存在する場合は、テキスト再配置があることを示しています。

テキスト再配置を含む共有オブジェクトの作成を防止するには、リンカーの -z text フラグを使用することをお勧めします。このフラグを使用すると、リンカーは、入力として使用された、位置に依存しないコード以外のコードのソースを示す診断を生成し、意図した共有オブジェクトの生成は失敗に終わります。次に例を示します。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -z text -G -R. foo.c
Text relocation remains                       referenced
    against symbol                offset      in file
foo                               0x0         foo.o
bar                               0x8         foo.o
ld: fatal: relocations remain against allocatable but \
non-writable sections
```

ここでは、ファイル foo.o から位置に依存しないコード以外のコードが生成されたために、テキストセグメントに対して 2 つの再配置が生成されています。これらの診断は、可能な場合、再配置の実行に必要なシンボリック参照すべてを示します。この場合、再配置はシンボル foo と bar に対するものです。

-K pic オプションを使用しないという原因以外で、共有オブジェクトの生成時にテキスト再配置が作成される最も一般的な原因は、位置に依存しない適切なプロト

タイプによって符号化されていない手書きアセンブラコードを含めているというものです。

注 - 中間アセンブラファイルを生成するコンパイラ機能を使用すると、いくつかの単純なテストケースソースファイルを試すことによって、位置からの独立性を有効にするために使用されるコーディング手法がわかります。

プロセッサによっては、位置に依存しないフラグの 2 つめの形式として `-K PIC` も使用できます。このフラグを使用すると、追加コードによるオーバーヘッドとひきかえに、より多数の再配置を処理できます (詳細については、`cc(1)` を参照)。

共有可能性の最大化

101ページの「基本システム」で説明したように、共有オブジェクトのテキストセグメントだけがそれを使用するすべてのプロセスによって共有され、データセグメントは通常共有されません。共有オブジェクトを使用する各プロセスは、通常、そのデータセグメント全体の専用メモリコピーをそのセグメント内に書き込まれるデータ項目として生成します。

データセグメントを削減するにはテキストセグメントに書き込まれることがないデータ要素を移動するか、またはデータ項目を完全に削除します。

次の節では、データセグメントのサイズを削減するために使用できるいくつかのメカニズムについて説明します。

テキストへの読み取り私用データの移動

読み取り専用のデータ要素はすべて、テキストセグメントに移動する必要があります。これは、`const` 宣言を使用して達成できます。たとえば、次の文字列は、書き込み可能なデータセグメントの一部である `.data` セクションにあります。

```
char * rdstr = 'this is a read-only string';
```

これに対して、次の文字列は、テキストセグメント内にある読み取り私用データセクションである `.rodata` セクション内にあります。

```
const char * rdstr = 'this is a read-only string';
```

読み取り専用要素をテキストセグメントに移動することによるデータセグメントの削減は目的に沿うものですが、再配置を必要とするデータ要素を移動すると、逆効果になるおそれがあります。たとえば、次の文字列配列があるとします。

```
char * rdstrs[] = { "this is a read-only string",
                    "this is another read-only string" };
```

最初は、次の定義の方が良く思われるかもしれません。

```
const char * const rdstrs[] = { ..... };
```

これにより、文字列とこれらの文字列へのポインタ配列は、確実に .rodata セクションに置かれます。この定義の問題は、ユーザーがアドレス配列を読み取り専用と認識しても、実行時にはこれらのアドレスを再配置しなければならないという点にあります。したがって、この定義では再配置が作成されます。この定義は次のように表わすと最適です。

```
const char * rdstrs[] = { ..... };
```

これにより、配列文字列は読み取り専用のテキストセグメント内に保持されますが、配列ポインタは、安全に再配置できる書き込み可能なデータセグメント内に保持されます。

注 - コンパイラによっては、位置に依存しないコードを生成するときに、実行時再配置を起こして、このような項目を書き込み可能セグメントに置くことになる読み取り専用割り当てを検出できるものがあります (たとえば、.picdata)。

多重定義されたデータの短縮

多重定義されたデータを短縮すると、データを削減できます。同じエラーメッセージが複数回発生するプログラムの場合は、1 つの大域なデータを定義し、他のインスタンスすべてにこれを参照させると効率が良くなります。次に例を示します。

```
const char * Errmsg = "prog: error encountered: %d";

foo()
{
     ......
     (void) fprintf(stderr, Errmsg, error);
     ......
```

この種のデータ削減に適した対象は文字列です。共有オブジェクトでの文字列の使用は、strings(1) を使用して調べることができます。次に例を示します。

```
$ strings -10 libfoo.so.1 | sort | uniq -c | sort -rn
```

上記のコードは、ファイル libfoo.so.1 内に、データ文字列のソートされたリストを生成します。このリスト内の各項目には、文字列の出現回数を示す接頭辞が付いています。

自動変数の使用

データ項目用の常時記憶領域は、関連する機能が自動 (スタック) 変数を使用するように設計できる場合、完全に削除することができます。常時記憶領域を少しでも削除すると、通常これに対応して、必要な実行時再配置の数も減ります。

バッファーの動的割り当て

大きなデータバッファーは、通常、常時記憶領域を使用して定義するのではなく、動的に割り当てる必要があります。これにより、アプリケーションの現在の呼び出しで必要なバッファーだけが割り当てられるため、メモリ全体を節約できます。動的割り当てを行うと、互換性に影響を与えることなくバッファーのサイズを変更できるため、柔軟性も増します。

ページング回数の削減

前の節 104ページの「共有可能性の最大化」で説明したメカニズムの多くは、共有オブジェクトを使用するときに生じるページングを削減するために役立ちます。ここでは、一般的なソフトウェア性能に関する考慮事項のいくつかについてさらに説明します。

新しいページにアクセスするすべてのプロセスでページフォルトが発生します。これはコストのかかる操作であり、また共有オブジェクトは多数のプロセスで使用できるため、共有オブジェクトへのアクセスによって生成されるページフォルトの数を減らすと、プロセスおよびシステム全体の効率が改善されます。

使用頻度の高いルーチンとそのデータを隣接するページの集合として編成すると、参照の効率が良くなるため、性能は通常向上します。あるプロセスがこれらの関数の 1 つを呼び出すとき、この関数がすでにメモリ内にある場合があります。これは、この関数が、使用頻度の高い他の関数のすぐ近くに存在するためです。同様に、相互に関連する関数をグループ化すると、参照効率が向上します。たとえば、関数 foo() への呼び出しによって、常に関数 bar() が呼び出される場合は、これらの関数を同じページ上に置きます。cflow(1)、tcov(1)、prof(1)、および gprof(1) は、コードカバレージとプロファイリングを判定するために役立ちます。

関連する機能を各自の共有オブジェクトに分離することもお勧めします。標準 C ライブラリは従来、関連しない多数の関数を含んで構築されていて、たとえば単一の実行可能ファイルがこのライブラリ内のすべてを使用することはほとんどありません。このライブラリは広範囲に使用されるため、実際に使用頻度の最も低い関数がどれかを判定することもかなり困難です。これに対して、共有オブジェクトを最初から設計する場合は、関連する関数だけを共有オブジェクト内に保持することをお勧めします。これにより、参照効率が向上するだけでなく、オブジェクト全体のサイズを減らすという効果も得られます。

再配置

54ページの「再配置処理」では、実行時リンカーが動的実行可能ファイルと共有オブジェクトを再配置して、実行可能プロセスを作成するためのメカニズムについて説明しました。55ページの「シンボルの検索」と56ページの「再配置が実行されるとき」は、この再配置処理を 2 つの領域に分類して、関連のメカニズムを簡素化して説明しています。これらの 2 つのカテゴリは、再配置による性能への影響を考慮するためにも最適です。

シンボルルックアップ

実行時リンカーは、シンボルをルックアップする必要がある場合、各オブジェクトを検索してルックアップを行います。実行時リンカーは、まず動的実行可能ファイルから始めて、オブジェクトが割り当てられるのと同じ順序で各共有オブジェクトへと進みます。ほとんどの場合、シンボル再配置を必要とする共有オブジェクトは、シンボル定義の提供者になります。

この場合、この再配置に使用されるシンボルが共有オブジェクトのインタフェースの一部として必要ではない場合、このシンボルは静的変数または自動変数に変換される可能性が高くなります。シンボル削減は、共有オブジェクトのインタフェースから削除されたシンボルにも適用できます (詳細については、39ページの「シンボル範囲の縮小」を参照)。これらの変換を行うことによって、リンカーは、共有オブジェクトの作成中にこれらのシンボルに対するシンボル再配置を処理しなければならなくなります。

共有オブジェクトから表示できなければならない唯一の大域データ項目は、そのユーザーインタフェースに関するものです。しかし、大域データは異なる複数のソースファイルにある複数の関数から参照できるように定義されていることが多いため、これは一般に達成が困難です。それでも、共有オブジェクトからエクスポー

トされた大域シンボルの数を少しでも減らせば、再配置のコストを削減し、性能全体を向上させることができます。

再配置を実行する場合

すべてのデータ参照再配置は、アプリケーションが制御を取得する前に、プロセス初期設定段階で実行する必要があります。これに対して、関数参照は、関数の最初のインスタンスが呼び出されるまで延期できます。データ再配置の数を減らすことによって、プロセスの実行時初期設定も削減されます。

初期設定再配置コストは、たとえば機能インタフェースによってデータ項目を返すなど、データ再配置を関数再配置に変換して延期することもできます。この変換によって、初期設定再配置コストがプロセスの存続期間中に効率的に分配されると、性能は明らかに向上します。いくつかの機能インタフェースはプロセスの特定の呼び出しでは決して呼び出されない可能性もあるため、それらの再配置オーバーヘッドもすべてなくなります。

機能インタフェースを使用した場合の利点については、次の節の108ページの「再配置のコピー」で説明します。この節では、動的実行可能ファイルと共有オブジェクトの間で使用される特殊でコストのかかる再配置メカニズムについて述べ、この再配置によるオーバーヘッドを回避する方法の例を示します。

再配置セクションの結合

再配置は、デフォルトでは、適用対象のセクションによってグループ化されます。ただし、オブジェクトを `-z combreloc` オプションによって構築すると、プロシージャーリンクテーブル再配置を除くすべてが、単一の共通セクション `.SUNW_reloc` に置かれます。これにより、すべての相対再配置を 1 つにグループ化することによって、オブジェクトの最も効率的な再配置処理 が可能になります。また、シンボル名によるシンボル再配置すべてのソートも可能になります。相対再配置を 1 つにグループ化すると、`DT_RELACOUNT/DT_RELCOUNT .dynamic` エントリの性能を向上させることができます。

再配置のコピー

共有オブジェクトは、通常、位置に依存しないコードによって構築されます。このタイプのコードから外部データ項目への参照は、1 組のテーブルによる間接アドレス指定を使用します (詳細については、102ページの「位置に依存しないコード」を参照)。これらのテーブルは、データ項目の実アドレスによって実行時に更新されま

す。この実アドレスによって、コード自体を変更することなくデータにアクセスすることができます。

ただし、動的実行可能ファイルは通常、位置に依存しないコードからは作成されません。したがって、これらのファイルが作成する外部データへの参照は、その参照を行うコードを変更することによって実行時にしか実行できないように見えます。テキストセグメントの変更は回避する必要があるため、コピー再配置と呼ばれる再配置手法が、この参照を解決するために使用されます。

動的実行可能ファイルを作成するためにリンカーが使用され、データ項目への参照が依存共有オブジェクトのどれかに常駐する場合は、動的実行可能ファイルの .bss で、共有オブジェクト内のデータ項目のサイズに等しいスペースが割り当てられます。このスペースには、共有オブジェクトに定義されているのと同じシンボリック名も割り当てられます。リンカーは、このデータ割り当てとともに特殊なコピー再配置レコードを生成して、実行時リンカーに対し、共有オブジェクトから動的実行可能ファイル内のこの割り当てスペースへデータをコピーするように指示します。

このスペースに割り当てられたシンボルは大域であるため、すべての共有オブジェクトからの参照をすべてを満たすために使用されます。この結果、動的実行可能ファイルはデータ項目を継承し、この項目を参照するプロセス内の他のオブジェクトすべてがこのコピーに結合されます。コピーの元となるデータは未使用になります。

このメカニズムを明確に示す例があります。この例では標準 C ライブラリ内で保持されるシステムエラーメッセージの配列を使用します。SunOS オペレーティングシステムの以前のリリースでは、この情報へのインタフェースが、2 つの広域変数 sys_errlist[] および sys_nerr によって提供されました。最初の変数はエラーメッセージ文字列を提供し、2 つめの変数は配列自体のサイズを示しました。これらの変数はアプリケーション内で、通常次のように使用されていました。

```
$ cat foo.c
extern int      sys_nerr;
extern char *   sys_errlist[];

char *
error(int errnumb)
{
        if ((errnumb < 0) || (errnumb >= sys_nerr))
                return (0);
        return (sys_errlist[errnumb]);
}
```

ここで、アプリケーションは、関数 error を使用して、番号 errnumb に対応するシステムエラーメッセージを取得するために提供しています。

このコードを使用して作成された動的実行可能ファイルを調べると、コピー再配置の実装が更に詳細に示されます。

```
$ cc -o prog main.c foo.c
$ nm -x prog | grep sys_
[36]   |0x00020910|0x00000260|OBJT |WEAK |0x0  |16 |sys_errlist
[37]   |0x0002090c|0x00000004|OBJT |WEAK |0x0  |16 |sys_nerr
$ dump -hv prog | grep bss
[16]    NOBI    WA-    0x20908   0x908    0x268   .bss
$ dump -rv prog

    **** RELOCATION INFORMATION ****

.rela.bss:
Offset      Symndx                Type              Addend

0x2090c     sys_nerr              R_SPARC_COPY      0
0x20910     sys_errlist           R_SPARC_COPY      0
.........
```

ここで、リンカーは、動的実行可能ファイルの .bss にスペースを割り当てて、sys_errlist および sys_nerr によって表わされるデータを受け取っています。これらのデータは、プロセス初期設定時に、実行時リンカーによって C ライブラリからコピーされます。このため、これらのデータを使用する各アプリケーションは、データの専用コピーを各自のデータセグメントで取得します。

この手法には、実際には 2 つの欠点があります。まず、各アプリケーションでは、実行時のデータコピーによるオーバーヘッドによって性能が低下します。もう 1 つは、データ配列 sys_errlist のサイズが、C ライブラリのインタフェースの一部になるという点です。この配列のサイズが変わると、新しいエラーメッセージが追加されて、この配列を参照する動的実行可能ファイルすべてで新しいエラーメッセージにアクセスするための新しいリンク編集が行われます。この新しいリンク編集が行われないと、動的実行可能ファイル内の割り当てスペースが不足して、新しいデータを保持できません。

このような欠点は、動的実行可能ファイルに必要なデータが機能インタフェースによって提供されればなくなります。ANSI C 関数 strerror(3C) は、この点を示すものです。この関数は、提示されたエラー番号に基づいて該当するエラー文字列へのポインタを返すように実装されます。この関数の実装状態は次のようになります。

```
$ cat strerror.c
static const char * sys_errlist[] = {
        "Error 0",
        "Not owner",
        "No such file or directory",
        ......
```

```
};
static const int sys_nerr =
        sizeof (sys_errlist) / sizeof (char *);

char *
strerror(int errnum)
{
        if ((errnum < 0) || (errnum >= sys_nerr))
                return (0);
        return ((char *)sys_errlist[errnum]);
}
```

foo.c のエラールーチンは、ここではこの機能インタフェースを使用するように単純化できます。これによって、プロセス初期設定時に元のコピー再配置を実行する必要がなくなります。

また、データは共有オブジェクト限定のものであるため、そのインタフェースの一部ではなくなります。したがって、共有オブジェクトは、データを使用する動的実行可能ファイルに悪影響を与えることなく、自由にデータを変更できます。共有オブジェクトのインタフェースからデータ項目を削除すると、一般に共有オブジェクトのインタフェースとコードが維持しやすくなるとともに、性能も向上します。

コピー再配置は回避する必要がありますが、ldd(1) に –d オプションまたは –r オプションのどちらかをつけて使用すると、動的実行可能ファイル内にそれがないかを検査できます。

たとえば、動的実行可能ファイル prog が当初、次の 2 つのコピー再配置が記録されるように、共有オブジェクト libfoo.so.1 に対して構築されている場合を考えます。

```
$ nm -x prog | grep _size_
[36]    |0x000207d8|0x40|OBJT |GLOB |15   |_size_gets_smaller
[39]    |0x00020818|0x40|OBJT |GLOB |15   |_size_gets_larger
$ dump -rv size | grep _size_
0x207d8     _size_gets_smaller    R_SPARC_COPY      0
0x20818     _size_gets_larger     R_SPARC_COPY      0
```

さらに、これらのシンボルについて異なるサイズを含む、この共有オブジェクトの新しいバージョンが提供されているとします。

```
$ nm -x libfoo.so.1 | grep _size_
[26]    |0x00010378|0x10|OBJT |GLOB |8    |_size_gets_smaller
[28]    |0x00010388|0x80|OBJT |GLOB |8    |_size_gets_larger
```

この場合、動的実行可能ファイルに対してldd(1) を実行すると、次のように表示されます。

```
$ ldd -d prog
    libfoo.so.1 =>   ./libfoo.so.1
    ...........
    copy relocation sizes differ: _size_gets_smaller
       (file prog size=40; file ./libfoo.so.1 size=10);
       ./libfoo.so.1 size used; possible insufficient data copied
    copy relocation sizes differ: _size_gets_larger
       (file prog size=40; file ./libfoo.so.1 size=80);
       ./prog size used; possible data truncation
```

ここで、ldd(1) は、動的実行可能ファイルが、共有オブジェクトが提供しなければならないデータすべてをコピーするけれども、その割り当てスペースで許容できる量しか受け付けないということを知らせています。

共有オブジェクトのプロファイリング

実行時リンカーは、アプリケーションの実行中に処理された共有オブジェクトすべてのプロファイリング情報を生成できます。これが可能となるのは、実行時リンカーが、共有オブジェクトをアプリケーションに結合しなければなないためであり、したがって、実行時リンカーはすべての広域関数割り当てを傍受できます (これらの割り当ては、.plt エントリによって起こります。このメカニズムの詳細については、56ページの「再配置が実行されるとき」を参照してください)。

共有オブジェクトのプロファイルは、LD_PROFILE 環境変数でその名前を指定することによって有効になります。この環境変数を使用すると、一度に 1 つの共有オブジェクトを解析できます。ただし、環境変数の設定は、1 つまたは複数のアプリケーションによる共有オブジェクトの使用を解析するために使用できます。次の例では、コマンド ls(1) の 1 回の呼び出しによる libc の使用が解析されています。

```
$ LD_PROFILE=libc.so.1 ls -l
```

次の例では、環境変数の設定によって、アプリケーションが libc を使用するたびに、環境変数の設定期間に関する解析情報が蓄積されます。

```
$ LD_PROFILE=libc.so.1; export LD_PROFILE
$ ls -l
$ make
$ ...
```

プロファイリングが有効な場合、プロファイルデータファイルがなければ、ファイルが作成されて、実行時リンカーに割り当てられます。上記の例で、このデータファイルは /var/tmp/libc.so.1.profile です。64 ビットライブラリは、拡張プロファイル形式を必要とし、.profilex 接尾辞を使用して書かれます。代替ディレクトリを指定して、環境変数LD_PROFILE_OUTPUT によってプロファイルデータを格納することもできます。

このプロファイルデータファイルは、profil(2) データを保存して、指定の共有オブジェクトの使用に関連するカウント情報を呼び出すために使用されます。このプロファイルデータは、gprof(1) によって直接調べることができます。

注 - gprof(1) は通常、cc(1) の -xpg オプションにを使用してコンパイルされた実行可能ファイルにより作成された gmon.out プロファイルデータを解析するために使用されます。実行時リンカーのプロファイル解析では、このオプションによってコードをコンパイルする必要はありません。依存共有オブジェクトがプロファイルされるアプリケーションは、profil(2) に対して呼び出しを行うことができません。これは、このシステム呼び出しでは、同じプロセス内で複数の呼び出しが行われないためです。同じ理由から、cc(1) の -xpg オプションによって、これらのアプリケーションをコンパイルすることもできません。このコンパイラによって生成されたプロファイリングのメカニズムが profil(2) の上にも構築されるためです。

このプロファイリングメカニズムの最も強力な機能の 1 つに、複数のアプリケーションに使用される共有オブジェクトの解析があります。通常、プロファイリング解析は、1 つまたは 2 つのアプリケーションを使用して実行されます。しかし共有オブジェクトは、その性質上、多数のアプリケーションで使用できます。これらのアプリケーションによる共有オブジェクトの使用方法を解析すると、共有オブジェクトの全体の性能を向上させるには、どこに注意すべきかを理解できます。

次の例は、ソース階層内でいくつかのアプリケーションを構築したときの libc の性能解析を示しています。

```
$ LD_PROFILE=libc.so.1 ; export LD_PROFILE
$ make
$ gprof -b /usr/lib/libc.so.1 /var/tmp/libc.so.1.profile
.....

granularity: each sample hit covers 4 byte(s) ....

                                  called/total     parents
index  %time    self descendents  called+self    name      index
                                  called/total     children
.....
-----------------------------------------------
                0.33        0.00      52/29381     _gettxt [96]
                1.12        0.00     174/29381     _tzload [54]
               10.50        0.00    1634/29381     <external>
               16.14        0.00    2512/29381     _opendir [15]
              160.65        0.00   25009/29381     _endopen [3]
[2]     35.0  188.74        0.00   29381         _open [2]
-----------------------------------------------
.....
granularity: each sample hit covers 4 byte(s) ....

   %  cumulative    self              self    total
 time   seconds   seconds    calls  ms/call  ms/call name
 35.0     188.74   188.74    29381     6.42     6.42  _open [2]
 13.0     258.80    70.06    12094     5.79     5.79  _write [4]
  9.9     312.32    53.52    34303     1.56     1.56  _read [6]
  7.1     350.53    38.21     1177    32.46    32.46  _fork [9]
 ....
```

特殊名 <external> は、プロファイル中の共有オブジェクトのアドレス範囲外からの参照を示しています。したがって、上記の例では、1634 は、動的実行可能ファイル、または プロファイル解析の進行中に `libc` によって結合された他の共有オブジェクトから発生した `libc` 内の関数 `open(2)` を呼び出しています。

注 - 共有オブジェクトのプロファイルは、マルチスレッド化に対し安全です。ただし、あるスレッドがプロファイルデータ情報を更新しているときに、もう 1 つのスレッドが `fork(2)` を呼び出す場合は例外です。`fork1(2)` を使用すると、この制限はなくなります。

第 5 章

バージョンアップ

概要

リンカーによって処理されるオブジェクトには、他のオブジェクトを結合できる多数の大域シンボルがあります。これらのシンボルは、オブジェクトのアプリケーションバイナリインタフェース(ABI) を記述するものです。オブジェクトの展開中、このインタフェースは、大域シンボルの追加または削除が原因で変更されることがあります。また、オブジェクト展開には、内部実装の変更が関与することがあります。

バージョンアップとは、インタフェースや実装状態の変更を示すためにオブジェクトに適用できるいくつかの手法のことをいいます。これらの手法を使用すると、下位互換性を保ちながらオブジェクト制御による展開を行うことができます。

この章では、オブジェクトの ABI の定義方法について説明し、このインタフェースに対する変更によって下位互換性が受ける影響を分類します。また、インタフェースと実装状態の変更を新しいリリースのオブジェクトに組み込むためのモデルを示します。

この章では、動的実行可能プログラムと共有オブジェクトの実行時インタフェースについて中心に説明します。これらの動的オブジェクト内での変更を記述して管理するために使用される手法は、一般的な用語で説明してあります。共有オブジェクトに適用される命名規約とバージョンアップシナリオの共通セットは、付録 B に示してあります。

動的オブジェクトの開発者は、インタフェース変更の結果に注意し、特に以前のオブジェクトとの下位互換性を維持するという点で、これらの変更の管理方法を理解する必要があります。

動的オブジェクトによって使用可能になった大域シンボルは、オブジェクトの公共インタフェースを表わします。リンク編集の最後でオブジェクトに残る大域シンボルの数は、公共にしたいと望む数を超える場合がよくあります。これらの大域シンボルは、そのオブジェクトの構築に使用された再配置可能オブジェクトの間で必要な相互関係から引き出されるものであり、オブジェクト自体の専用インタフェースを表わします。

オブジェクトのバイナリインタフェースを定義するには、まず、作成中のオブジェクトから公共に使用できるようにする広域シンボルだけを定義します。これらの公共シンボルは、リンカーの `-M` オプションと関連の `mapfile` を最終リンク編集の一部として使用することによって確立できます。この手法は、39ページの「シンボル範囲の縮小」に説明されています。この公共インタフェースは、1 つまたは複数のバージョン定義を作成中のオブジェクト内に確立し、オブジェクトの展開時に新しいインタフェースを追加するための基礎をつくります。

次の節は、この初期公共インタフェースに基づいて説明されています。最初に、インタフェースへの各種の変更をどのように分類すると、適切な管理を行えるかを理解しておくと便利です。

インタフェースの互換性

オブジェクトにはさまざまな変更を加えることができます。これらの変更は、単純に次の 2 つのグループに分類することができます。

- 互換性のある変更。これらの変更は、今まで使用できたインタフェースがすべてそのままの状態で残されるという点で付加的なもの
- 互換性のない変更。これらの変更は既存インタフェースを変更したため、そのインタフェースの既存ユーザーはそれを使用できないか、または操作を間違える

次のリストは、共通のオブジェクト変更のいくつかを上記のカテゴリのどちらかに分類しています。

- シンボルの追加 - 互換性のある変更
- シンボルの削除 - 互換性のない変更
- 非 `varargs(5)` 関数への引数の追加 - 互換性のない変更

- 関数からの引数の削除 - 互換性のない変更
- 関数への、または外部定義としてのデータ項目のサイズまたは内容の変更 - 互換性のない変更
- バグ修正または関数の内部拡張 - オブジェクトの意味プロパティを変更しない場合は互換性のある変更。変更する場合は互換性のない変更

注 - シンボルを追加すると、挿入が原因で新しいシンボルがアプリケーションによるそのシンボルの使用法と矛盾するという互換性のない変更が生じる可能性があります。ただし、通常ソースレベル名前空間の管理が使用されるため、実際にはこの可能性はありません。

互換性のある更新は、バージョン定義を生成されたオブジェクトの「内部」に維持することにより調整できます。互換性のない変更は、新しい「外部」バージョンアップ名によって新しいオブジェクトを作成することにより調整できます。これらのバージョンアップ手法を使用すると、実行時の正しいバージョン割り当てを検査できるだけでなく、アプリケーションの選択的割り当てを行うことができます。これらの 2 つの手法については、次の節でさらに詳しく説明します。

内部バージョンアップ

動的オブジェクトには、1 つまたは複数の内部バージョン定義を関連付けることができます。各バージョン定義は通常、1 つまたは複数の名前に関連付けられます。シンボル名は、1 つのバージョン定義にしか関連付けられませんが、バージョン定義は他のバージョン定義からシンボルを継承できます。したがって、1 つまたは複数の独立した、または関連するバージョン定義を作成中のオブジェクト内に定義するための構造が存在します。オブジェクトに新しい変更が加えられたら、新しいバージョン定義を追加してこれらの変更を表現することができます。

共有オブジェクト内にバージョン定義を与えた場合、次の 2 つの結果が得られます。

- この共有オブジェクトに対して構築された動的オブジェクトは、それらが結合されているバージョン定義への依存関係を記録できる。これらのバージョンの依存関係は、アプリケーションの正しい実行に適切なインタフェースまたは機能を使用できるかどうかを確認するため、実行時に検査される
- 動的オブジェクトは、そのリンク編集中に結合先として必要な共有オブジェクトのバージョン定義だけを選択できる。このメカニズムを使用すると、開発者は、

最も自由な操作を可能にするインタフェースまたは機能に合わせて、共有オブジェクトへの依存関係を調整することができる

バージョン定義の作成

バージョン定義は、一般にシンボル名と一意のバージョン名との関連付けからなります。これらの関連付けは、mapfile 内に確立され、リンカーの –M オプションを使用して、オブジェクトの最終リンク編集に与えられます (この手法については、39 ページの「シンボル範囲の縮小」を参照してください)。

バージョン定義は、バージョン名が mapfile 命令の一部として指定されている場合は必ず確立されます。次の例では、2 つのソースファイルが mapfile 命令とともに結合されて、定義済み公共インタフェースを持つオブジェクトを作成しています。

```
$ cat foo.c
extern  const char * _foo1;

void foo1()
{
        (void) printf(_foo1);
}

$ cat data.c
const char * _foo1 = "string used by foo1()\n";

$ cat mapfile
SUNW_1.1 {                  # Release X
        global:
                foo1;
        local:
                *;
};
$ cc -o libfoo.so.1 -M mapfile -G foo.o data.o
$ nm -x libfoo.so.1 | grep "foo.$"
[33]    |0x0001058c|0x00000004|OBJT |LOCL |0x0  |17   |_foo1
[35]    |0x00000454|0x00000034|FUNC |GLOB |0x0  |9    |foo1
```

ここで、シンボル foo1 は共有オブジェクトの公共インタフェースを提供するために定義された唯一の大域シンボルです。特殊な自動縮小命令「*」は、他の大域シンボルすべてを縮小することによって、生成中のオブジェクト内に局所結合が生じるようにします (この命令については、34ページの「追加シンボルの定義」を参照してください)。関連バージョン名 SUNW_1.1 は、バージョン定義を生成させます。したがって、共有オブジェクトの公共インタフェースは、大域シンボル foo1 に関連付けられた内部バージョン定義 SUNW_1.1 からなります。

バージョン定義、または自動縮小命令によってオブジェクトが生成されると、基本バージョンも必ず作成されます。この基本バージョンは、ファイル自体の名前を使用して定義され、リンカーによって生成された予約シンボルすべてを関連付けるために使用されます (予約シンボルのリストについては 43ページの「出力イメージの生成」を参照してください)。

オブジェクト内に含まれるバージョン定義は、pvs(1) に –d オプションを付けて使用して表示できます。

```
$ pvs -d libfoo.so.1
        libfoo.so.1;
        SUNW_1.1;
```

ここで、オブジェクト libfoo.so.1 には、基本バージョン定義 libfoo.so.1 とともに、SUNW_1.1 という名前の内部バージョン定義があります。

注 - リンカーの –z noversion オプションを使用すると、mapfile 指示のシンボル縮小を実行できますが、バージョン定義の作成は抑制されます。

この初期バージョン定義から始めて、新しいインタフェースと更新された機能を追加することによって、オブジェクトを展開させることができます。たとえば、新機能 foo2 は、それがサポートするデータ構造とともに、ソースファイル foo.c および data.c を更新することによってオブジェクトに追加することができます。

```
$ cat foo.c
extern  const char * _foo1;
extern  const char * _foo2;

void foo1()
{
        (void) printf(_foo1);
}

void foo2()
{
        (void) printf(_foo2);
}

$ cat data.c
const char * _foo1 = "string used by foo1()\n";
const char * _foo2 = "string used by foo2()\n";
```

新しいバージョン定義 SUNW_1.2 を作成すると、シンボル foo2 を表わす新しいインタフェースを定義できます。また、この新しいインタフェースは、元のバージョン定義 SUNW_1.1 を継承するように定義できます。

この新しいインタフェースを作成すると、オブジェクトの展開が識別され、ユーザーは結合先のインタフェースを検査して選択できるため重要です。これらの概念については、124ページの「バージョン定義への結合」と128ページの「バージョン結合の指定」で詳しく説明します。

次の例は、これらの 1 つのインタフェースを作成する mapfile 命令を示しています。

```
$ cat mapfile
SUNW_1.1 {                     # Release X
        global:
                foo1;
        local:
                *;
};

SUNW_1.2 {                     # Release X+1
        global:
                foo2;
} SUNW_1.1;

$ cc -o libfoo.so.1 -M mapfile -G foo.o data.o
$ nm -x libfoo.so.1 | grep "foo.$"
[33]    |0x00010644|0x00000004|OBJT |LOCL |0x0  |17   |_foo1
[34]    |0x00010648|0x00000004|OBJT |LOCL |0x0  |17   |_foo2
[36]    |0x000004bc|0x00000034|FUNC |GLOB |0x0  |9    |foo1
[37]    |0x000004f0|0x00000034|FUNC |GLOB |0x0  |9    |foo2
```

ここで、foo1 と foo2 は、いずれも共有オブジェクトの公共インタフェースの一部として定義されています。ただし、これらの各シンボルは、別々のバージョン定義に割り当てられています。foo1 は SUNW_1.1 に、foo2 は SUNW_1.2 に割り当てられています。

これらのバージョン定義、その継承、およびそのシンボルが関連付けは、pvs(1) に –d、–v、および –s オプションをつけて表示できます。

```
$ pvs -dsv libfoo.so.1
        libfoo.so.1:
                _end;
                _GLOBAL_OFFSET_TABLE_;
                _DYNAMIC;
                _edata;
                _PROCEDURE_LINKAGE_TABLE_;
```

(続く)

続き

```
        _etext;
SUNW_1.1:
        foo1;
        SUNW_1.1;
SUNW_1.2:               {SUNW_1.1}:
        foo2;
        SUNW_1.2
```

ここで、バージョン定義 SUNW_1.2 は、バージョン定義 SUNW_1.1 に対する依存関係を持っています。

あるバージョン定義から別のバージョン定義への継承は、バージョン依存関係に結合するオブジェクトによって最終的に記録されるバージョン情報を減らすために便利な手法です。バージョン継承については、124ページの「バージョン定義への結合」で詳しく説明します。

どの内部バージョン定義にも、対応するバージョン定義シンボルが作成されています。前の pvs(1) の例で示したように、これらのシンボルは -v オプションを使用して表示されます。

ウィークバージョン定義の作成

オブジェクトに対する新しいインタフェース定義の照会を必要としない内部変更は、ウィークバージョン定義を作成することによって定義できます。このような変更の例としては、バグ修正や性能の改善があります。

こういったバージョン定義は、大域インタフェースシンボルが関連付けられていないという点で空です。

たとえば、以前の例で使用したデータファイル data.c が、次のようにより詳しい文字列定義を提供するように更新されたとします。

```
$ cat data.c
const char * _foo1 = "string used by function foo1()\n";
const char * _foo2 = "string used by function foo2()\n";
```

この場合、ウィークバージョン定義を照会すると、この変更を次のように識別できます。

```
$ cat mapfile
SUNW_1.1 {                  # Release X
        global:
                foo1;
        local:
                *;
};

SUNW_1.2 {                  # Release X+1
        global:
                foo2;
} SUNW_1.1;

SUNW_1.2.1 { } SUNW_1.2;    # Release X+2

$ cc -o libfoo.so.1 -M mapfile -G foo.o data.o
$ pvs -dv libfoo.so.1
        libfoo.so.1;
        SUNW_1.1;
        SUNW_1.2:                {SUNW_1.1};
        SUNW_1.2.1 [WEAK]:       {SUNW_1.2};
```

ここで、空のバージョン定義は、ウィークラベルによって示されます。これらのウィークバージョン定義を使用すると、アプリケーションは、その機能に関連するバージョン定義に結合することによって、特定の実装状態の存在を検査できます。124ページの「バージョン定義への結合」では、これらの定義を使用する方法について詳しく説明します。

関連のないインタフェースの定義

以前の例は、オブジェクトに追加された新しいバージョン定義は、既存のバージョン定義をどのように継承するかを示しています。一意の依存しないバージョン定義を作成することもできます。次の例では、2 つの新しいファイル bar1.c と bar2.c がオブジェクト libfoo.so.1 に追加されています。これらのファイルは、2 つの新しいシンボル bar1 と bar2 をそれぞれ提供します。

```
$ cat bar1.c
extern  void foo1();

void bar1()
{
        foo1();
}
$ cat bar2.c
extern  void foo2();void bar2()
{
```

(続く)

```
        foo2();
}
```

これらの 2 つのシンボルは、2 つの新しい公共インタフェースの定義を目的としています。新しいインタフェースはどちらも相互に関連がありませんが、それぞれ元の SUNW_1.2 インタフェースへの依存関係を表わします。

次の mapfile 定義は、必要な関連付けを作成します。

```
$ cat mapfile
SUNW_1.1 {                    # Release X
        global:
                foo1;
        local:
                *;
};

SUNW_1.2 {                    # Release X+1
        global:
                foo2;
} SUNW_1.1;

SUNW_1.2.1 { } SUNW_1.2;      # Release X+2

SUNW_1.3a {                   # Release X+3
        global:
                bar1;
} SUNW_1.2;

SUNW_1.3b {                   # Release X+3
        global:
                bar2;
} SUNW_1.2;
```

ここでも、この mapfile を使用して libfoo.so.1 に作成されたバージョン定義とそれらに関連する依存関係は、pvs(1) を使用して検査できます。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -M mapfile -G foo.o bar.o data.o
$ pvs -dv libfoo.so.1
        libfoo.so.1;
        SUNW_1.1;
        SUNW_1.2:                {SUNW_1.1};
        SUNW_1.2.1 [WEAK]:       {SUNW_1.2};
        SUNW_1.3a:               {SUNW_1.2};
```

(続く)

```
        SUNW_1.3b:                {SUNW_1.2};
```

次の節では、これらのバージョン定義記録を使用して、実行時結合の条件を検査し、オブジェクトの作成中にその結合を制御する方法について説明します。

バージョン定義への結合

動的実行可能プログラムまたは共有オブジェクトが、他の共有オブジェクトに対して構築される場合、これらの依存関係は結尾部に記録されます (詳細については、15ページの「共有オブジェクトの処理」 と 87ページの「共有オブジェクト名の記録」を参照してください)。これらの共有オブジェクトの依存関係にバージョン定義も含まれる場合、関連のバージョン依存関係は結果オブジェクトに記録されます。

次の例は、前述のデータファイルを取り上げて、コンパイル時環境に適した共有オブジェクトを生成しています。この共有オブジェクト `libfoo.so.1` は、次の結合例で使用されます。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -h libfoo.so.1 -M mapfile -G foo.o bar.o \ data.o
$ ln -s libfoo.so.1 libfoo.so
$ pvs -dsv libfoo.so.1
        libfoo.so.1:
                _end;
                _GLOBAL_OFFSET_TABLE_;
                _DYNAMIC;
                _edata;
                _PROCEDURE_LINKAGE_TABLE_;
                _etext;
        SUNW_1.1:
                foo1;
                SUNW_1.1;
        SUNW_1.2:                 {SUNW_1.1}:
                foo2;
                SUNW_1.2;
        SUNW_1.2.1 [WEAK]:        {SUNW_1.2}:
                SUNW_1.2.1;
        SUNW_1.3a:                {SUNW_1.2}:
                bar1;
                SUNW_1.3a;
        SUNW_1.3b:                {SUNW_1.2}:
                bar2;
                SUNW_1.3b
```

実際には、この共有オブジェクトによって提供される 6 つの公共インタフェースがあります。これらのインタフェースのうち 4 つ (SUNW_1.1、SUNW_1.2、SUNW_1.3a および SUNW_1.3b) は 1 組の関数を定義し、1 つ (SUNW_1.2.1) は共有オブジェクトに対する内部実装の変更を記述し、もう 1 つ (libfoo.so.1) はいくつかの予約ラベルを定義します。このオブジェクトによって構築される動的オブジェクトは、それらが結合するインタフェースがどれかを記録します。

次の例では、両方のシンボル foo1 と foo2 を参照するアプリケーションを構築しています。アプリケーションに記録されるバージョンアップ依存関係に関する情報は、pvs(1) に –r オプションを付けて使用して調べることができます。

```
$ cat prog.c
extern void foo1();
extern void foo2();

main()
{
        foo1();
        foo2();
}
$ cc -o prog prog.c -L. -R. -lfoo
$ pvs -r prog
        libfoo.so.1 (SUNW_1.2, SUNW_1.2.1);
```

この例では、アプリケーション prog は、実際に 2 つのインタフェース SUNW_1.1 と SUNW_1.2 に結合されています。これらのインタフェースが、大域シンボル foo1 と foo2 をそれぞれ提供したためです。

ただし、バージョン定義 SUNW_1.1 はバージョン定義 SUNW_1.2 から継承されたものとして libfoo.so.1 内に定義されているため、後者のバージョン依存関係だけを記録する必要があります。バージョン定義依存関係のこの正規化によって、オブジェクト内に保持して、実行時に処理する必要があるバージョン情報量は削減されます。

アプリケーション prog は、ウィークバージョン定義 SUNW_1.2.1 を含む共有オブジェクトの実装状態に対して構築されるため、この依存関係も記録されます。このバージョン定義は、バージョン定義 SUNW_1.2 を継承するように定義されていますが、バージョンの弱い性質は SUNW_1.1 によるその正規化を阻害するため、依存関係は別々に記録されます。

相互に継承される複数のウィークバージョン定義がある場合、これらの定義は、弱くないバージョン定義と同じ方法で正規化されます。

注 - バージョン依存関係の記録は、リンカーの –z noversion オプションによって抑制できます。

これらのバージョン定義依存関係の記録を終えると、実行時リンカーは、アプリケーションの実行時に結合されたオブジェクト内に必要なバージョン定義があるかどうかを検査します。この検査は、ldd(1) に –v オプションを付けて使用して表示できます。たとえば、アプリケーション prog に対して、ldd(1) を実行すると、バージョン定義依存関係は、共有オブジェクト libfoo.so.1 で正しく検出されることがわかります。

```
$ ldd -v prog   find library=libfoo.so.1; required by prog
        libfoo.so.1 =>   ./libfoo.so.1
   find version=libfoo.so.1;
        libfoo.so.1 (SUNW_1.2) =>            ./libfoo.so.1
        libfoo.so.1 (SUNW_1.2.1) =>          ./libfoo.so.1
   ....
```

注 - ldd(1) に –v オプションを付けると、詳細出力が暗黙の内に指定されます。この出力では、すべての依存関係の再帰的なリストが、すべてのバージョンアップ条件とともに生成されます。

弱くないバージョン定義依存関係を検出できないと、アプリケーションの初期設定中に重大なエラーが起こります。検出できないウィークバージョン定義依存関係は、暗黙の内に無視されます。たとえば、libfoo.so.1 がバージョン定義 SUNW_1.1 だけを含む環境で、アプリケーション prog が実行された場合は、次の重大なエラーが生じます。

```
$ pvs -dv libfoo.so.1
        libfoo.so.1;
        SUNW_1.1;
$ prog
ld.so.1: prog: fatal: libfoo.so.1: version ‘SUNW_1.2’ not \
found (required by file prog)
```

アプリケーション prog がバージョン定義依存関係を記録しなかった場合は、必要なインタフェースシンボル foo2 が存在しないこと自体が、アプリケーションの実行中に重大な再配置エラーとして現われます (57ページの「再配置エラー」 を参照)。この再配置エラーは、プロセス初期設定中またはプロセス実行中に生じる可能

性があります。また、アプリケーションの実行パスが関数 foo2 を呼び出さなかった場合には、まったく生じないこともあります。

バージョン定義依存関係を記録すると、アプリケーションによって必要なインタフェースが使用可能かどうかがすぐに示されます。

libfoo.so.1 がバージョン定義 SUNW_1.1 と SUNW_1.2 だけを含む環境内でアプリケーション prog が実行された場合、弱くないバージョン定義条件はすべて満たされます。ウィークバージョン定義 SUNW_1.2.1 の不在は重大ではないエラーと見なされるため、実行時エラー条件は生成されません。ただし、ldd(1) を使用すると、検出できないすべてのバージョン定義が表示されます。

```
$ pvs -dv libfoo.so.1
        libfoo.so.1;
        SUNW_1.1;
        SUNW_1.2:                {SUNW_1.1};
$ prog
string used by foo1()
string used by foo2()
$ ldd prog
        libfoo.so.1 =>   ./libfoo.so.1
        libfoo.so.1 (SUNW_1.2.1) =>         (version not found)
        ...........
```

注 - オブジェクトが指定の依存関係からのバージョン定義を必要としている場合、実行時にその依存関係の実装状態にバージョン定義情報が含まれていないことがわかると、依存関係のバージョン検査は暗黙の内に無視されます。この方針は、非バージョンアップ共有オブジェクトからバージョンアップ共有オブジェクトへの移行が行われるときに、下位互換性レベルを提供するものです。ただし、ldd(1) は、バージョン条件の違いを表示するために引き続き使用できます。

追加オブジェクトのバージョンの検査

バージョン定義シンボルも、dlopen(3X) によって取得されたオブジェクトのバージョン条件を検査するメカニズムとなるものです。この関数を使用してプロセスのアドレス空間に追加されたオブジェクトに対しては、実行時リンカーによる自動バージョン依存関係検査が行われません。このため、この関数の呼び出し元が、バージョンアップ条件が適合しているかどうかを検査する必要があります。

必要なバージョン定義があるかどうかは、dlsym(3X) を使用して、関連のバージョン定義シンボルを調べることによって検査できます。次の例は、dlopen(3X)

によってプロセスに追加され、SUNW_1.2 が使用可能かどうかを確認される共有オブジェクト libfoo.so.1 を示しています。

```
#include        <stdio.h>
#include        <dlfcn.h>

main()
{
    void *       handle;
    const char * file = "libfoo.so.1";
    const char * vers = "SUNW_1.2";
    ....

    if ((handle = dlopen(file, RTLD_LAZY)) == NULL) {
            (void) printf("dlopen: %s\n", dlerror());
            exit (1);
    }

    if (dlsym(handle, vers) == NULL) {
            (void) printf("fatal: %s: version '%s' not found\n",
                 file, vers);
            exit (1);
    }
    ....
```

バージョン結合の指定

バージョン定義を含む共有オブジェクトに対して動的オブジェクトを構築する場合、リンカーに対して、特定のバージョン定義への結合を制限するように指示することができます。リンカーを使用すると、特定インタフェースへのオブジェクトの結合を効果的に制御することができます。

オブジェクトの結合条件は、ファイル制御命令によって制御できます。この命令は、リンカーの –M オプションと関連の mapfile を使用して提供されます。これらのファイル制御 mapfile 命令の構文は、次のとおりです。

```
name - version [ version ... ] [ $ADDVERS=version ];
```

- Name — 共有オブジェクト依存関係の名前を表わす。この名前は、リンカーによって使用される共有オブジェクトのコンパイル環境名と一致しなければなりません (17ページの「ライブラリの命名規約」を参照)
- Version — 結合に使用可能でなければならない共有オブジェクト内のバージョン定義名を表わす。複数のバージョン定義を指定できる
- $ADDVERS —追加バージョン定義を記録できるようにする

次のように、この結合制御が役に立つシナリオがいくつかある

- 共有オブジェクトが、一意の依存しないバージョンを定義するようにバージョンアップされていて、異なる標準インタフェースを定義する可能性が高い場合、アプリケーションでは、その結合が特定インタフェースの条件を満たすように保証できる
- 共有オブジェクトがいくつかのソフトウェアリリースに対してバージョンアップされている場合、アプリケーション開発者は、前のソフトウェアリリースで使用可能であったインタフェースだけを使用するように制限できる。したがって、アプリケーションインタフェースの条件が共有オブジェクトの以前のリリースと一致するという知識を前提として、最新リリースの共有オブジェクトを使用してアプリケーションを構築することができる

次に、バージョン制御機構の使用例を示します。この例では、次のバージョンインタフェース定義を含む共有オブジェクト libfoo.so.1 を使用しています。

```
$ pvs -dsv libfoo.so.1
        libfoo.so.1:
                _end;
                _GLOBAL_OFFSET_TABLE_;
                _DYNAMIC;
                _edata;
                _PROCEDURE_LINKAGE_TABLE_;
                _etext;
        SUNW_1.1:
                foo1;
                foo2;
                SUNW_1.1;
        SUNW_1.2:           {SUNW_1.1}:
                bar;
```

バージョン定義 SUNW_1.1 および SUNW_1.2 は、ソフトウェア Release X および Release X+1 で使用可能な libfoo.so.1 内のインタフェースをそれぞれ表わします。

アプリケーションは、次のバージョン制御 mapfile 命令を使用して、Release X で使用可能なインタフェースだけに結合するように構築できます。

```
$ cat mapfile
libfoo.so - SUNW_1.1;
```

たとえば、アプリケーション prog を開発する場合、アプリケーションが Release X で実行されるようにすると、アプリケーションではそのリリースで使用可能なインタフェースだけを使用できます。アプリケーションがシンボル bar を間

違って参照すると、そのアプリケーションが必要なインタフェースに準拠していないことが、未定義のシンボルエラーとして、リンカーによって通知されます。

```
$ cat prog.c
extern void foo1();
extern void bar();

main()
{
        foo1();
        bar();
}
$ cc -o prog prog.c -M mapfile -L. -R. -lfoo
Undefined           first referenced
 symbol                 in file
bar                     prog.o  (symbol belongs to unavailable \
                        version ./libfoo.so (SUNW_1.2))
ld: fatal: Symbol referencing errors. No output written to prog
```

SUNW_1.1 インタフェースに準拠するには、bar への参照を削除する必要があります。これは、アプリケーションを再処理して bar に対する条件を削除するか、または bar の実装をアプリケーションの構築に追加することによって行います。

追加バージョン定義への結合

通常のオブジェクトシンボル結合からバージョン依存関係を作成するよりも、追加バージョン依存関係を記録した方がよい場合があります。これは、$ADDVERS ファイル制御命令を使用して実行できます。この節では、この追加結合が役に立ついくつかのシナリオについて説明します。

libfoo.so.1 の例に続いて、Release X+2 において、バージョン定義 SUNW_1.1 が 2 つの標準リリース STAND_A と STAND_B に分割される場合を想定します。互換性を維持するには、SUNW_1.1 バージョン定義を維持する必要がありますが、ここでは、2 つの標準定義を継承するものとして表わされています。

```
$ pvs -dsv libfoo.so.1
        libfoo.so.1:
                _end;
                _GLOBAL_OFFSET_TABLE_;
                _DYNAMIC;
                _edata;
                _PROCEDURE_LINKAGE_TABLE_;
                _etext;
        SUNW_1.1:           {STAND_A, STAND_B}:
                SUNW_1.1;
```

(続く)

続き

```
        SUNW_1.2:           {SUNW_1.1}:
                bar;
        STAND_A:
                foo1;
                STAND_A;
        STAND_B:
                foo2;
                STAND_B;
```

アプリケーション prog の唯一の条件がインタフェースシンボル foo1 であるようにその構築を続けた場合、このアプリケーションはバージョン定義 STAND_A に対して単一の依存関係を持ちます。このことは、インタフェース foo1 が以前のリリースで存在したけれども、バージョン定義 STAND_A は存在しなかったために libfoo.so.1 が Release X+2 よりも小さいシステムでの prog の実行を阻害します。

したがって、アプリケーション prog は、次のファイル制御命令を使用して SUNW_1.1 に対する依存関係を作成することによって、その条件を以前のリリースに合わせて構築できます。

```
$ cat mapfile
libfoo.so - SUNW_1.1 $ADDVERS=SUNW_1.1;
$ cat prog
extern void foo1();

main()
{
        foo1();
}
$ cc -M mapfile -o prog prog.c -L. -R. -lfoo
$ pvs -r prog
        libfoo.so.1 (SUNW_1.1);
```

この明示的な依存関係は、真の依存関係の条件をカプセル化し、旧リリースとの互換性を保つのに十分なものです。

121ページの「ウィークバージョン定義の作成」では、ウィークバージョン定義を使用して、内部実装の変更をマークする方法について説明しました。これらのバージョン定義は、オブジェクトに対して行われたバグ修正と性能の改善に適しています。アプリケーションを正しく実行するためにウィークバージョンが必要な場合は、このバージョン定義への明示的な依存関係を生成できます。

バグ修正や性能の改善がアプリケーションを正しく機能させるために重要な場合は、このような依存関係の確立も重要になります。

引き続き libfoo.so.1 の例で、バグ修正がウィークバージョン定義 SUNW_1.2.1 としてソフトウェア Release X+3 に組み込まれている場合を想定します。

```
$ pvs -dsv libfoo.so.1
        libfoo.so.1:
                _end;
                _GLOBAL_OFFSET_TABLE_;
                _DYNAMIC;
                _edata;
                _PROCEDURE_LINKAGE_TABLE_;
                _etext;
        SUNW_1.1:           {STAND_A, STAND_B}:
                SUNW_1.1;
        SUNW_1.2:           {SUNW_1.1}:
                bar;
        STAND_A:
                foo1;
                STAND_A;
        STAND_B:
                foo2;
                STAND_B;
        SUNW_1.2.1 [WEAK]:  {SUNW_1.2}:
                SUNW_1.2.1;
```

通常、アプリケーションは、この共有オブジェクトに対して構築されている場合、バージョン定義 SUNW_1.2.1 に対する弱い依存関係を記録します。この依存関係は情報提供だけを目的とするものであり、バージョン定義が実行時に使用される libfoo.so.1 に見つからなくても、アプリケーションを終了させません。

ファイル制御命令 $ADDVERS を使用すると、バージョン定義に対する明示的な依存関係を生成できます。この定義が弱い場合、この明示的参照によって、バージョン定義が強い依存関係に高められます。

したがって、アプリケーション prog は、次のファイル制御命令を使用して、SUNW_1.2.1 インタフェースを実行時に使用できるという条件を実施するように構築できます。

```
$ cat mapfile
libfoo.so - SUNW_1.1 $ADDVERS=SUNW_1.2.1;
$ cat prog
extern void foo1();

main()
{
```

(続く)

```
        foo1();
}
$ cc -M mapfile -o prog prog.c -L. -R. -lfoo
$ pvs -r prog
        libfoo.so.1 (SUNW_1.2.1);
```

ここで、prog は、インタフェース STAND_A に対する明示的な依存関係によって構築されています。バージョン定義 SUNW_1.2.1 は、強いバージョンに高められているため、依存関係 STAND_A によっても正規化されます。実行時にバージョン定義 SUNW_1.2.1 が見つからないと、重大なエラーが生成されます。

注 - 1 つまたは 2 つの依存関係を処理する場合、バージョン定義への明示的な結合は、バージョン定義シンボルを参照することによっても達成できます。この処理は、リンカーの –u オプションを使用すると、最も簡単に実行できます。ただし、シンボル参照は非選択的であり、類似の名前を持つ複数のバージョン定義を含む可能性がある複数の依存関係を処理する場合は、この手法で明示的な結合を作成することはできません。

再配置可能オブジェクト

前の節では、動的オブジェクト内でバージョン情報を記録して使用する方法について説明しました。再配置可能オブジェクトは、同様の方法でバージョンアップ情報を保持できますが、これらの情報の使用方法に多少違いがあります。

再配置可能オブジェクトのリンク編集に提供されるバージョン定義はすべて、前の例で説明したものとまったく同じ形式で記録されます。ただしデフォルトにより、作成中のオブジェクトに対するシンボル削減は実行されません。代わりに、再配置可能オブジェクトが動的オブジェクトの生成に対して最終的に入力として使用されると、バージョン記録自体が、適用するシンボル削減を判定するために使用されます。

また、再配置可能オブジェクトで検出されたバージョン定義はすべて、動的オブジェクトに伝達されます。再配置可能オブジェクトでのバージョン処理の例については、39ページの「シンボル範囲の縮小」を参照してください。

外部バージョンアップ

共有オブジェクトへの実行時参照は、常にファイルバージョンファイル名を参照しなければなりません。一般に、これはバージョン番号が接尾辞として付いたファイル名として表わされます。共有オブジェクトのインタフェースが互換性のない方法で (古いアプリケーションを破壊するような方法で) 変更される場合は、新しい共有オブジェクトを新しいバージョンアップファイル名によって配布する必要があります。また、元のバージョンアップファイル名も配布して、古いアプリケーションで必要なインタフェースを提供する必要があります。

共有オブジェクトを個別のバージョンアップファイル名として実行時環境内に提供すると、一連のソフトウェアリリースに対して構築されたアプリケーションで、それらを構築する基本となったインタフェースを実行中の結合に使用できるようにすることができます。

次の節では、コンパイル環境と実行時環境間でのインタフェースの結合を同期する方法について説明します。

バージョンアップファイル名の管理

86ページの「命名規約」では、リンク編集中に共有オブジェクトを入力するための最も一般的な手法は、`-l` オプションを使用する方法であると述べました。このオプションは、リンカーのライブラリ検索機構を使用して接頭辞 `lib` と接尾辞 `.so` が付いた共有オブジェクトを探します。

ただし、実行時に、共有オブジェクト依存関係は、そのバージョンアップファイル名形式で存在していなければなりません。これらのオブジェクトのバージョンを管理するための最も一般的な手法は、これらの命名規約に従う 2 つの異なる共有オブジェクトを維持する方法ではなく、2 つのファイル名間にファイルシステムリンクを作成する方法です。

実行時共有オブジェクト `libfoo.so.1` をコンパイル環境で使用できるようにするには、コンパイルファイル名から実行時ファイル名にシンボルリンクを与える必要があります。次に例を示します。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -G -K pic foo.c
$ ln -s libfoo.so.1 libfoo.so
```

(続く)

続き

```
$ ls -l libfoo*
lrwxrwxrwx  1 usr grp          11 1991 libfoo.so -> libfoo.so.1
-rwxrwxr-x  1 usr grp        3136 1991 libfoo.so.1
```

注 - シンボルリンクまたはハードリンクを使用できます。ただしマニュアルおよび診断ツールとしては、シンボルリンクの方が有効です。

ここで、共有オブジェクト libfoo.so.1 は、実行時環境に対して生成されています。シンボルリンク libfoo.so の生成は、コンパイル環境でのこのファイルの使用も有効にしています。次に例を示します。

```
$ cc -o prog main.o -L. -lfoo
```

ここで、リンカーは、シンボルリンク libfoo.so を追って見つける共有オブジェクト libfoo.so.1 によって記述されたインタフェースを使用して、再配置可能オブジェクト main.o を処理します。

一連のソフトウェアリリースに対して、この共有オブジェクトの新しいバージョンが変更されたインタフェースによって配布される場合、コンパイル環境はシンボルリンクを変更することで適用可能なインタフェースを使用するように構築することができます。次に例を示します。

```
$ ls -l libfoo*
lrwxrwxrwx  1 usr grp          11 1993 libfoo.so -> libfoo.so.3
-rwxrwxr-x  1 usr grp        3136 1991 libfoo.so.1
-rwxrwxr-x  1 usr grp        3237 1992 libfoo.so.2
-rwxrwxr-x  1 usr grp        3554 1993 libfoo.so.3
```

ここでは、共有オブジェクトの 3 つの主要バージョンが使用できます。これらの共有オブジェクトのうち、libfoo.so.1 と libfoo.so.2 の 2 つは、既存アプリケーションに対する依存関係を提供します。libfoo.so.3 は、新しいアプリケーションを構築して実行するための最新主要リリースを提供します。

このシンボルリンク機構自体を使用するだけでは、コンパイル環境での使用から実行時環境での条件に合わせて共有オブジェクトを正しく結合することはできません。例が示しているように、リンカーは、動的実行可能プログラム prog に、それ

が処理した共有オブジェクトのファイル名を記録します。この場合、これはコンパイル環境のファイル名です。

```
$ dump -Lv prog  prog:
 **** DYNAMIC SECTION INFORMATION ****
.dynamic:
[INDEX] Tag      Value
[1]     NEEDED   libfoo.so
.........
```

つまり、アプリケーション prog が実行されると、実行時リンカーは、依存関係 libfoo.so を検索し、結果として、これはこのシンボルリンクが指すすべてのファイルに結合されます。

依存関係として記録される正しい実行時名を指定するには、共有オブジェクト libfoo.so.1 を soname 定義によって構築する必要があります。この定義は、共有オブジェクトの実行時名を識別するもので、この共有オブジェクトに対してリンクするすべてのオブジェクトによって、依存関係名として使用されます。この定義は、共有オブジェクト自体のリンク編集中に –h オプションを使用して与えることができます。次に例を示します。

```
$ cc -o libfoo.so.1 -G -K pic -h libfoo.so.1 foo.c
$ ln -s libfoo.so.1 libfoo.so
$ cc -o prog main.o -L. -lfoo
$ dump -Lv prog

prog:
 **** DYNAMIC SECTION INFORMATION ****
.dynamic:
[INDEX] Tag      Value
[1]     NEEDED   libfoo.so.1
.........
```

このシンボルリンクと soname 機構は、コンパイル環境と実行時環境の共有オブジェクト命名規約の間に強固な同期を確立しました。これによって、リンク編集中に処理されたインタフェースは、生成された出力ファイルに正確に記録されます。この記録によって、意図したインタフェースが実行時に提供されます。

第 6 章

サポートインタフェース

概要

リンカーには、リンカーおよび実行時リンカーの処理を監視し、場合によって変更するための多数のサポートインタフェースがあります。これらのインタフェースでは、通常、前の章で説明したよりもさらに詳しくリンク編集の概念を理解する必要があります。この章では、次のインタフェースについて説明します。

- リンカーのサポートインタフェース (「ld-サポート」)
- 実行時リンカーの監査インタフェース (「rtld-監査」)
- 実行時リンカーのデバッガインタフェース (「rtld-デバッガ」)

リンカーのサポートインタフェース

第 2 章で説明したように、リンカーは、ファイルのオープンやこれらのファイルからのセクションの連結を含む多数の操作を実行します。これらの操作の監視、および場合によっては変更は、コンパイルシステムのコンポーネントにとって有益なことがよくあります。

このセクションでは、入力ファイル検査、および場合によってはリンク編集を構成するファイルの入力ファイルデータ変更用にサポートされているインタフェースついて説明します。このインタフェースは、ld-サポートインタフェースと呼ばれます。このインタフェースを使用する 2 つのアプリケーションは、このインタフェースを使

用して再配置可能オブジェクト内の情報デバッグを処理するリンカーそのものと、このインタフェースを使用して状態情報を保存する make(1) ユーティリティです。

ld-サポートインタフェースは、1 つまたは複数のサポートインタフェースルーチンを提供するサポートライブラリから構成されています。このライブラリはリンク編集プロセスの一部として読み込まれ、検出されたサポートルーチンはすべてリンク編集の各段階で呼び出されます。

このインタフェースを使用する場合は、elf(3E) 構造とファイル形式に詳しくなければなりません。

サポートインタフェースの呼び出し

リンカーは、SGS_SUPPORT 環境変数またはリンカーの –S オプションのどちらかによって提供される 1 つまたは複数のサポートライブラリを受け入れます。環境変数は、コロンで区切られたサポートライブラリのリストから構成されています。

```
$ SGS_SUPPORT=./support.so.1:libldstab.so.1 cc ...
```

–S オプションは、単一のサポートライブラリを指定します。次のように複数の –S オプションを指定できます。

```
$ ld -S ./support.so.1 -S libldstab.so.1 ...
```

サポートライブラリは、共有オブジェクトの 1 つです。リンカーは、各共有オブジェクトに対してオブジェクトが指定された順序で、dlopen(3X) を実行します。環境変数と –S オプションの両方がある場合は、環境変数によって指定された共有オブジェクトが最初に処理されます。各サポートライブラリは、dlsym(3X) によって、サポートインタフェースルーチンがないかどうかをさらに検索されます。これらのサポートルーチンは、リンク編集の各段階で呼び出されます。

注 - デフォルトごとに、Solaris サポートライブラリ libldstab.so.1 は、リンカーを使用して、入力再配置可能オブジェクト内に提供されるコンパイラー生成デバッグ情報を処理、圧縮します。このデフォルト処理は、 –S オプションを使用して指定されたサポートライブラリでリンカーを呼び出すと抑止されます。各サポートライブラリサービスだけでなく libldstab.so.1 のデフォルト処理も必要な場合は、リンカーに提供されたサポートライブラリのリストに libldstab.so.1 を明示的に追加する必要があります。

注 - Solaris 7 では、ld は、64 ビットカーネルが、作動している場合は、64 ビットプログラムです。また、32 ビットカーネルが作動している場合は、32 ビットプログラムです。次のインタフェースの説明では、64 ビット ELF オブジェクトのサポートインタフェースが、32 ビットサポートインタフェースに似ているにもかかわらず、すべてのエントリポイントが「64」接尾辞で終ることを示しています。たとえば、ld_start() や ld_start64() です。これにより、サポートインタフェースの両方の実装状態を単一の共有オブジェクト libldstab.so.1 の 32 ビットと 64 ビットの各クラスにに常駐させることができます。

サポートインタフェース関数

ld-サポートインタフェースはすべて、ヘッダファイル link.h に定義されています。インタフェース引数はすべて、基本的な C タイプまたは ELF タイプです。ELF データタイプは、ELF アクセスライブラリ libelf によって調べることができます (libelf の内容については、elf(3E) を参照)。次のインタフェース関数は、ld-サポートインタフェースによって提供されており、予定の使用順序に従って記述されています。

```
void ld_start(const char * name, const Elf32_Half type,
        const char * caller);
 void ld_start64(const char * name, const Elf64_Half type,
        const char * caller);
```

ld_start()

この関数は、リンカーコマンド行の初期妥当性検査の後に呼び出されて、入力ファイル処理の開始を示します。

name は、作成される出力ファイル名を示します。type は出力ファイルタイプであり、ET_DYN、ET_REL、または ET_EXEC のどれかです (sys/elf.h に定義)。caller は、インタフェースを呼び出すアプリケーションを示します。これは通常、/usr/ccs/bin/ld です。

```
void ld_file(const char * name, const Elf_Kind kind, int flags,
        Elf * elf);
void ld_file64(const char * name, const Elf_Kind kind, int flags,
        Elf * elf);
```

ld_file()

この関数は、ファイルデータの処理が実行される前に、各入力ファイルに対して呼び出されます。

name は処理される入力ファイルを示します。kind は入力ファイルのタイプを示し、 ELF_K_AR、または ELF_K_ELF のどちらかになります (libelf.h に定義)。flags は、リンカーによるファイルの取得方法を示し、次の 1 つまたは複数の定義にすることができます。

- LD_SUP_DERIVED — ファイル名はコマンド行に明示的に指定されていない。 -l の拡張から派生するか、または抽出されたアーカイブ構成要素を示す
- LD_SUP_INHERITED — ファイルは、コマンド行共有オブジェクトの依存関係として取得される
- LD_SUP_EXTRACTED — ファイルは、アーカイブから抽出される

flags 値が指定されていない場合、入力ファイルはコマンド行に明示的に指定されています。elf は、ファイル ELF 記述子へのポインタです。

```
void ld_section(const char * name, Elf32_Shdr * shdr,
        Elf32_Word sndx, Elf_Data * data, Elf * elf);
void ld_section64(const char * name, Elf64_Shdr * shdr,
        Elf64_Word sndx, Elf_Data * data, Elf * elf);
```

ld_section()

この関数は、セクションデータの処理が実行される前に、入力ファイルの各セクションに対して呼び出されます。

name は、入力セクション名を示します。shdr は、関連のセクションヘッダへのポインタを示します。sndx は、入力ファイル内のセクションインデックスです。data は、関連データバッファへのポインタを示します。elf は、ファイル ELF 記述子へのポインタです。

データの変更は、データ自体を再割り当てして、Elf_Data バッファに d_buf ポインタを再割り当てすることによって可能になります。データへの変更はすべて、Elf_Data バッファの d_size 要素を保証しなければなりません。出力イメージの一部になる入力セクションでは、d_size 要素をゼロに設定すると、出力イメージからデータが効率的に削除されます。

注 - リンカーの –s オプションによって取り除かれるセクションは、ld_section() に報告されません。

```
void ld_atexit(int status);
void ld_atexit64(int status);
```

ld_atexit()

この関数は、リンク編集の終了時に呼び出されます。

status は、リンカーによって返される exit(2) コードであり、EXIT_FAILURE または EXIT_SUCCESS のどちらかです (stdlib.h に定義)。

サポートインタフェースの例

次の例では、リンク編集の一部として処理される再配置可能オブジェクトファイルのセクション名 (表 7–16 を参照) を出力するサポートライブラリを作成しています。

```
$ cat support.c
#include        <link.h>

static int      indent = 0;

void
ld_start(const char * name, const Elf32_Half type,
    const char * caller)
{
        (void) printf("output image: %s\n", name);
}

void
ld_file(const char * name, const Elf_Kind kind, int flags,
    Elf * elf)
{
        if (flags & LD_SUP_EXTRACTED)
                indent = 4;
        else
                indent = 2;

        (void) printf("%*sfile: %s\n", indent, "", name);
}

void
ld_section(const char * name, Elf32_Shdr * shdr, Elf32_Word sndx,
    Elf_Data * data, Elf * elf)
```

(続く)

続き

```
{
        Elf32_Ehdr *    ehdr = elf32_getehdr(elf);

        if (ehdr->e_type == ET_REL)
                (void) printf("%*s   section [%ld]: %s\n", indent,
                    "", sndx, name);
}
```

このサポートライブラリは、libelf に依存して、入力ファイルタイプを判定するために使用される ELF アクセス関数 elf32_getehdr(3E) を提供します。サポートライブラリは、次の行によって構築されます。

```
$ cc -o support.so.1 -G -K pic support.c -lelf -lc
```

次の例は、再配置可能オブジェクトおよび局所範囲アーカイブライブラリによる簡易アプリケーションの構築の結果生じたセクション診断を示しています。 -S オプションを使用すると、デフォルトデバッグ情報処理だけでなく、サポートライブラリの呼び出しも行われます。

```
$ LD_OPTIONS=-S./support.so.1:libldstab.so.1 cc -o prog \
main.c -L. -lfoo
output image: prog
  file: /opt/COMPILER/crti.o
     section [1]: .shstrtab
     section [2]: .text
     .......
  file: /opt/COMPILER/crt1.o
     section [1]: .shstrtab
     section [2]: .text
     .......
  file: /opt/COMPILER/values-xt.o
     section [1]: .shstrtab
     section [2]: .text
     .......
  file: main.o
     section [1]: .shstrtab
     section [2]: .text
     .......
  file: ./libfoo.a
    file: ./libfoo.a(foo.o)
       section [1]: .shstrtab
       section [2]: .text
       .......
  file: /usr/lib/libc.so
  file: /opt/COMPILER/crtn.o
     section [1]: .shstrtab
```

(続く)

続き

```
    section [2]: .text
    .......
file: /usr/lib/libdl.so.1
```

注 - この例で表示されるセクションの数は、出力を簡素化するために減らされています。また、コンパイラドライバによって取り込まれるファイルも異なる場合があります。

実行時リンカーの監査インタフェース

第 3 章で説明したように、実行時リンカーは、メモリへのオブジェクトの割り当てや記号の結合を含む多数の操作を実行します。これらの操作を同じプロセス内から監視、および場合によっては変更すると強力なプロセス監視ツールになります。

このセクションでは、プロセスに関する実行時リンク情報にアクセスするために、そのプロセスにサポートされているインタフェースについて説明します。このインタフェースは rtld-監査インタフェースと呼ばれます。この機構の使用例としては、112ページの「共有オブジェクトのプロファイリング」 で説明されている共有オブジェクトの実行時プロファイルがあります。

rtld-監査インタフェースは、1 つまたは複数の監査インタフェースルーチンを提供する監査ライブラリとして実装されます。このライブラリがプロセスの一部として読み込まれている場合は、プロセス実行の各段階で、実行時リンカーによって監査ルーチンが呼び出されます。これらのインタフェースを使用すると、監査ライブラリは次のものにアクセスできます。

- 読み込まれているオブジェクトに関する情報
- 読み込まれているこれらのオブジェクト間で発生するシンボル結合。これらの結合は、監査ライブラリによって変更できる
- 関数呼び出しとその戻り値の監査を可能にするために、手続きリンカーテーブルエントリ (273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照) によって提供されるレイジー結合機構の開発。関数の引数とその戻り値は、監査ライブラリによって変更できる

これらの機能のいくつかは、特殊な共有オブジェクトを事前に読み込むことによって実現できます (66ページの「追加オブジェクトの読み込み」 を参照)。ただし、事前に読み込まれたオブジェクトは、プロセスのオブジェクトと同じ名前空間内にあります。このことは、通常、事前に読み込まれた共有オブジェクトの実装を制限したり、複雑化したりします。rtld-監査インタフェースは、ユーザーに対して、監査ライブラリを実行するための固有の名前空間を提供します。 これにより、監査ライブラリがプロセス内で発生する通常の結合を妨害することはなくなります。

名前空間の確立

実行時リンカーは、動的実行可能なプログラムをその依存関係と結合すると、リンクマップのリンクリストを構築して、プロセスを記述します。リンクマップ構造は、プロセス内の各オブジェクトを記述し、/usr/include/sys/link.h に定義されます。アプリケーションのオブジェクトを結合するために必要な記号検索機構は、このリンクマップリストを検索します。このリンクマップリストは、プロセス記号解決用の名前空間を提供します。

実行時リンカー自体もリンクマップによって記述されると、このリンクマップは、アプリケーションオブジェクトのリストとは異なるリストに維持されます。この結果、実行時リンカーは各自の固有名前空間に常駐することなるため、実行時リンカー内のサービスにアプリケーションが直接結合されることはなくなります (アプリケーションは、フィルタ libdl.so.1 を介してのみ、実行時リンカーの公共サービスを要求できます)。

rtld-監査インタフェースは、すべての監査ライブラリを保持するための各自のリンクマップリストを使用します。この結果、監査ライブラリは、アプリケーションの記号結合条件から分離されます。アプリケーションリンクマップリストの検査は、dlmopen(3X) によって実行できます。これは、RTLD_NOLOAD フラグとともに使用すると、監査ライブラリで、オブジェクトを読み込むことなくその存在を照会することができます。

アプリケーションと実行時リンカーのリンクマップリストを定義するために、2 つの識別子が /usr/include/link.h に定義されています。

```
#define LM_ID_BASE      0     /* application link-map list */
#define LM_ID_LDSO      1     /* runtime linker link-map list */
```

各 rtld-監査サポートライブラリには、固有の空きリンクマップ識別子が割り当てられています。

監査ライブラリの構築

監査ライブラリは他の共有オブジェクトと同様に構築されますが、プロセス内の固有名前空間には、いくつかの注意が必要です。

- すべての依存関係の条件を提供しなければならない
- プロセス内のインタフェースに複数のインスタンスを提供しないシステムインタフェースは、使用できない

監査ライブラリが `printf(3C)` を呼び出す場合、その監査ライブラリは、`libc` への依存関係を定義しなければなりません (31ページの「共有オブジェクトの生成」を参照)。監査ライブラリには、固有の名前空間があるため、監査中のアプリケーションに存在する `libc` によって記号参照を満たすことはできません。監査ライブラリに `libc` への依存関係がある場合は、2 つのバージョンの `libc.so.1` がプロセスに読み込まれます。1 つはアプリケーションのリンクマップリストの結合条件を満たし、もう 1 つは監査リンクマップリストの結合条件を満たします。

すべての依存関係が記録された状態で監査ライブラリが構築されるようにするには、リンカーの `-z defs` オプションを使用します (31ページの「共有オブジェクトの生成」を参照)。

システムインタフェースには、プロセスにおける実装状態の唯一のインスタンスであると想定して存在するものもあります。たとえば、スレッド、シグナル、および `malloc(3C)` などです。このようなインタフェースを使用すると、アプリケーションの動作が不正に変更されるおそれがあるため、監査ライブラリでは、このようなインタフェースの使用を避ける必要があります。

注 - `mapmalloc(3X)` を使用した監査ライブラリによるメモリ割り当ては受け入れられます。これは、アプリケーションによって通常使用される割り当てスキーマとこの割り当てが共存可能なためです。

監査インタフェースの呼び出し

rtld_audit インタフェースは、実行時リンカー環境変数 `LD_AUDIT` によって有効になります。 この環境変数は、`dlopen(3X)` によって読み込まれる共有オブジェクトをコロンで区切ったリストに設定されます。各オブジェクトは、各自の監査リンクマップリストに読み込まれます。また、各オブジェクトは、`dlsym(3X)` によって、監査ルーチンがないか検索されます。検出された監査ルーチンは、アプリケーション実行中に各段階で呼び出されます。

rtld_audit インタフェースを使用すると、複数の監査ライブラリを与えることができます。この方法で使用される監査ライブラリは、通常実行時リンカーによって返される結合を変更することはできません。もし変更すると、後に続く監査ライブラリで予期しない結果が生じます。

安全なアプリケーション (64ページの「セキュリティ」を参照) は、トラステッドディレクトリから監査ライブラリだけを取得できます。現在監査ライブラリに使用できるトラステッドディレクトリは、32 ビット実行可能プログラムの場合は /usr/lib と /usr/ccs/lib、64 ビット SPARCV9 実行可能プログラムの場合は /usr/lib/sparcv9 だけです。

監査インタフェースの関数

次の関数が rtld-監査インタフェースによって提供されており、予定の使用順序で記述されます。

```
uint_t la_version(uint_t version);
```

la_version()

この関数は、実行時リンカーと監査ライブラリの間に初期接続を提供します。このインタフェースを読み込むには、監査ライブラリによってこれを提供する必要があります。

実行時リンカーは、サポート可能な最上位バージョンの rtld-監査によって、このインタフェースを呼び出します。監査ライブラリは、このバージョンが十分に使用できるかどうかを確認して、使用する予定のバージョンを返すことができます。このバージョンは、通常、/usr/include/link.h に定義されている LAV_CURRENT です。

監査ライブラリがゼロのバージョン、または実行時リンカーがサポートする rtld-監査インタフェースよりも大きい値を返す場合は、監査ライブラリは使用されません。

```
uint_t la_objopen(Link_map * lmp, Lmid_t lmid, uintptr_t * cookie);
```

la_objopen()

この関数は、新しいオブジェクトが実行時リンカーによって読み込まれるたびに呼び出されます。

lmp は、新しいオブジェクトを記述するリンクマップ構造を提供します。lmid は、オブジェクトが追加されているリンクマップリストを特定します (144ページの「名前空間の確立」 を参照)。cookie は、識別子へのポインタを提供します。この識

別子は、オブジェクト lmp に初期設定されますが、監査ライブラリによって、オブジェクトを他の rtld-監査インタフェースルーチンに対して特定するように変更できます。

この関数は、このオブジェクトで問題になるシンボル結合を示す値を返します。この結果、la_symbind32/usr/include/link.h() に定義された次の値のマスクです。

- LA_FLG_BINDTO — このオブジェクトに対する監査シンボル結合
- LA_FLG_BINDFROM — このオブジェクトからの監査シンボル結合

これらの 2 つのフラグ使用法については、la_symbind() を参照してください。

ゼロの戻り値は、結合情報がこのオブジェクトで問題にならないことを示します。

```
void la_preinit(uintptr_t * cookie);
```

la_preinit()

この関数は、すべてのオブジェクトがアプリケーションに読み込まれた後で、アプリケーションへの制御の譲渡が発生する前に一度呼び出されます。

cookie は、プロセスを開始したプライマリオブジェクト、通常は動的実行可能プログラムを表わします。

```
uintptr_t la_symbind32(Elf32_Sym * sym, uint_t ndx,
        uintptr_t * refcook, uintptr_t * defcook, uint_t * flags);

uintptr_t la_symbind64(Elf64_Sym * sym, uint_t ndx,
        uintptr_t * refcook, uintptr_t * defcook, uint_t * flags,
         const char * sym_name);
```

la_symbind32(),la_symbind64()

この関数は、結合通知のタグが付けられた 2 つのオブジェクト間で結合が発生すると呼び出されます (la_objopen()を参照)。

sym は、構築された記号構造 (/usr/include/sys/elf.h を参照) であり、sym->st_value は結合中の記号定義のアドレスを示します。la_symbind32() は、sym->st_name を調整して実際の記号名を指していますが、la_symbind64() は sym->st_name を調整していません。これは、文字列テーブルのインデックスです。

ndx は、結合オブジェクト動的記号テーブル内の記号インデックスを示します。
refcook は、この記号への参照を行うオブジェクトを記述します。この識別子は、LA_FLG_BINDFROM を返した la_objopen() に渡されたものと同じです。
defcook は、この記号を定義するオブジェクトを記述します。この識別子は、LA_FLG_BINDTO を返した la_objopen() に渡されるものと同じです。

flags は、手続きリンクテーブル記号エントリの連続監査を変更するために使用できるデータ項目を指します。この値は、/usr/include/link.h に定義された次のフラグのマスクです。

sym_name は、結合中の記号の文字列名を指します (la_symbind64 の場合のみ)。

- LA_SYMB_NOPLTENTER — la_*_pltenter() 関数は、この記号に対しては呼び出されない

- LA_SYMB_NOPLTEXIT — la_pltexit() 関数は、この記号に対しては呼び出されない

- LA_SYMB_DLSYM — dlsym(3X) を呼び出した結果発生したシンボル結合

- LA_SYMB_ALTVALUE (LAV_VERSION2) —「la_symbind32/la_symbind64」への以前の呼び出しによって、記号値に対して代替値が返される

デフォルトにより、la_*_pltenter() または la_pltexit() 関数が監査ライブラリ内に存在する場合、シンボルが参照されるたびに、これらは手続きリンクテーブル記号に対して、la_symbind32 の後で呼び出されます (152ページの「監査インタフェースの制限」も参照)。

戻り値は、この呼び出しに続いて制御を渡す必要があるアドレスを示します。シンボル結合を監視するだけの監査ライブラリは、sym->st_value の値を返すため、制御は結合記号定義に渡されます。監査ライブラリは、異なる値を返すことによって、シンボル結合を意図的にリダイレクトできます。

la_symbind64() への sym_name は、処理されるシンボルの名前を含みます。これは、32 ビットインタフェースから sym->st_name フィールドで使用できます。

```
uint_t la_sparcv8_pltenter(Elf32_Sym * sym, uint_t ndx,
        uintptr_t * refcook, uintptr_t * defcook,
        La_sparcv8_regs * regs, uint_t * flags);
```

(続く)

```
uint_t la_sparcv9_pltenter(Elf64_Sym * sym, uint_t ndx,
        uintptr_t * refcook, uintptr_t * defcook,
        La_sparcv9_regs * regs, uint_t * flags,
        const char * sym_name);

uint_t la_i86_pltenter(Elf32_Sym * sym, uint_t ndx,
        uintptr_t * refcook, uintptr_t * defcook,
        La_i86_regs * regs, uint_t * flags);
```

la_sparcv8_pltenter(),la_i86_pltenter(),la_sparcv9_pltenter()

これらの関数は、結合通知のタグが付けられた 2 つのオブジェクト間の手続きリンクシンボルエントリが呼び出されると、SPARC および x86 のシステムでそれぞれ呼び出されます (la_objopen() と la_symbind32() を参照)。

sym、ndx、refcook、defcook、およびsym_nameは、la_symbind32()/la_symbind64() に渡されたものと同じ情報を提供します。

regs は、/usr/include/link.h に定義されているように、SPARC システム上の out レジスタと、x86 システム上のstack およびframe レジスタを指します。

flags は、手続きリンクテーブルエントリの連続監査を変更するために使用できるデータ項目を指します。このデータ項目は、la_symbind32() から flags によって指されるものと同じです。この値は、/usr/include/link.h に定義された次のフラグのマスクです。

- LA_SYMB_NOPLTENTER — la_sparcv8_pltenter() または la_i86_pltenter() 関数は、この記号では続いて呼び出されない
- LA_SYMB_NOPLTEXIT — la_pltexit() 関数は、この記号では呼び出されない

戻り値は、この呼び出しに続いて制御を渡す必要があるアドレスを示します。シンボル結合を監視するだけの監査ライブラリは、sym->st_value の値を返すため、制御は結合記号定義に渡されます。監査ライブラリは、異なる値を返すことによって、シンボル結合を意図的にリダイレクトできます。

la_sparcv9_pltenter() への sym_name パラメータは、処理中のシンボルの名前を含みます。これは、32 ビットインタフェースから sym->st_name フィールドで使用できます。

```
uint_t la_pltexit(Elf32_Sym * sym, uint_t ndx, uintptr_t * refcook,
        uintptr_t * defcook, uintptr_t retval);
uint_t la_pltexit64(Elf64_Sym * sym, uint_t ndx, uintptr_t * refcook,
        uintptr_t * defcook, uintptr_t retval, const char * sym_name);
```

`la_pltexit()`

この関数は、結合通知のタグが付けられた 2 つのオブジェクト間の手続きリンク記号項目 (`la_objopen()` と `la_symbind32()`を参照) が返されて、制御が呼び出し側に到達するまでの間に呼び出されます。

sym、ndx、refcook、および defcookは、`la_symbind32()` に渡されるものと同じ情報を提供します。retval は、結合関数からの戻りコードです。`la_pltexit64()` への sym_name パラメータは、処理中のシンボルの名前を含み、32 ビット実装状態の `sym->st_name` フィールドから使用できます。

シンボル結合を監視する監査ライブラリは、retval を返します。監査ライブラリは意図的に異なる値を返すことができます。

注 - このインタフェース関数は実験的なものです 152ページの「監査インタフェースの制限」 (62ページの「初期設定および終了ルーチン」を参照)。

```
uint_t la_objclose(uintptr_t * cookie);
```

`la_objclose()`

この関数はオブジェクトに対する終了コードが実行されてから、オブジェクトが読み込みを解除されるまでに呼び出されます (62ページの「初期設定および終了ルーチン」 を参照)。

cookie は、以前の `la_objopen()` から取得されていて、オブジェクトを特定します。戻り値は、ここではすべて無視されます。

監査インタフェースの例

次の単純な例では、動的実行可能プログラム `date(1)` によって読み込まれた各共有オブジェクトの依存関係の名前を出力する、監査ライブラリを作成しています。

```
$ cat audit.c
#include        <link.h>
#include        <stdio.h>

uint_t
la_version(uint_t version)
{
        return (LAV_CURRENT);
}

uint_t
la_objopen(Link_map * lmp, Lmid_t lmid, uintptr_t * cookie)
{
        if (lmid == LM_ID_BASE)
                (void) printf("file: %s loaded\n", lmp->l_name);
        return (0);
}
$ cc -o audit.so.1 -G -K pic -z defs audit.c -lmapmalloc -lc
$ LD_AUDIT=./audit.so.1 date
file: date loaded
file: /usr/lib/libc.so.1 loaded
file: /usr/lib/libdl.so.1 loaded
file: /usr/locale/en_US/en_US.so.1 loaded
Fri Mar  8 10:03:55 PST 1997
```

監査インタフェースのデモンストレーション

/usr/demo/link_audit の SUNWosdem パッケージには、rtld-監査インタフェースを使用する多数のデモアプリケーションが用意されています。

sotruss

このデモアプリケーションは、指定アプリケーションの動的オブジェクト間での手続き呼び出しを追跡します。

whocalls

このデモアプリケーションは、指定アプリケーションに呼び出されるたびに、指定関数のスタックと追跡を行います。

perfcnt

このデモアプリケーションは、指定アプリケーションの各関数で費やされた時間を追跡します。

symbindrep

このデモアプリケーションは、指定アプリケーションを読み込むために実行されたすべてのシンボル結合を報告します。

sotruss(1) と whocalls(1) は、SUNWtoo パッケージにも組み込まれています。perfcnt と symbindrep はサンプルプログラムであり、実際の環境での使用を目的としていません。

監査インタフェースの制限

la_pltexit() および ld_pltexit64() 関数の使用にはいくつかの制限があります。これらの制限は、呼び出し側と呼び出し先の間で余分なスタックフレームを挿入して、la_pltexit() 戻り値を獲得する方法を提供するための必要から生じたものです。la_*_pltenter() ルーチンだけを呼び出す場合には、妨害となるスタックを整理してから宛先関数に制御を譲渡できるため、上記は問題になりません。

これらの制限が原因で、la_pltexit() および la_pltexit64() は、上記の制限を改善するために今後のリリースで変更される可能性がある、実験的インタフェースとみなされます。問題がある場合には、la_pltexit() を避けるようにしてください。

スタックを直接検査する関数

スタックを直接検査するか、またはその状態について仮定をたてる少数の関数があります。これらの関数の例としては、 setjmp(3C) ファミリ、vfork(2) 、および構造へのポインタではなく構造を返す関数があります。これらの関数は、la_pltexit() をサポートするために作成される余分なスタックによって調整されます。

実行時リンカーは、このタイプの関数を検出できないため、監査ライブラリの作成元が、このようなルーチンの la_pltexit() を無効にする必要があります。

実行時リンカーのデバッガインタフェース

第 3 章で説明したように、実行時リンカーは、メモリへのオブジェクトの割り当てやシンボルの結合を含む多数の操作を実行します。デバッグプログラムは、通常、これらの実行時リンカーの操作をアプリケーション解析の一部として記述する情報にアクセスする必要があります。これらのデバッグプログラムは、解析対象のアプリケーションに対する独立したプロセスとして実行されます。

このセクションでは、他のプロセスから動的にリンクされたアプリケーションを監視、変更するためにサポートされているインタフェースを説明します。このインタフェースは、rtld-デバッガインタフェースと呼ばれます。このインタフェースのアーキテクチャは、`libthread_db(3T)` で使用されるモデルに従っています。

rtld-デバッガインタフェースを使用する場合は、少なくとも次の 2 つのプロセスが関与します。

- 1 つまたは複数のターゲットプロセス。ターゲットプロセスは動的にリンクし、実行時リンカーとして `/usr/lib/ld.so.1` を使用する必要がある。または、64 ビット SPARCV9 プロセスの場合は、`/usr/lib/sparcv9/ld.so.1` を使用する必要がある
- 制御プロセスは、rtld-デバッガのインタフェースライブラリとリンクし、それを使用してターゲットプロセスの動的側面を検査する。64 ビット制御プロセスは、64 ビットおよび32 ビットtargets, howeverの両方のターゲットをデバッグできる。ただし、32 ビット制御プロセスは32 ビットターゲットに制限される

rtld-デバッガは、制御プロセスがデバッガであり、そのターゲットが動的実行可能なプログラムの場合に、最もよく使用されます。

rtld-デバッガインタフェースは、ターゲットプロセスに対して次のものを有効にします。

- 実行時リンカーとの最初の認識
- 動的オブジェクトの読み込みと読み込み解除の通知
- 読み込まれたオブジェクトすべてに関する情報の検索
- 手続きリンクテーブルエントリのステップオーバー
- オブジェクトパッドの有効化

制御プロセスとターゲットプロセス間の対話

ターゲットプロセスを検査して操作できるようにするために、rtld-デバッガインタフェースは、エクスポートされたインタフェース、インポートされたインタフェース、およびエージェントを使用して、これらのインタフェース間で通信を行います。

制御プロセスは、`librtld_db.so.1` によって提供される rtld-デバッガインタフェースにリンクされて、このライブラリからエクスポートされたインタフェースを要求します。このインタフェースは、`/usr/include/rtld_db.h` に定義されています。次に、`librtld_db.so.1` は制御プロセスからインポートされたインタフェースを要求します。この対話によって、rtld-デバッガ インタフェースは、次のことを行うことができます。

- ターゲットプロセス内のシンボルの検索
- ターゲットプロセスのメモリの読み取りと書き込み

インポートされたインタフェースは多数の `proc_service` ルーチンから構成されています (165ページの「デバッガインポートインタフェース」を参照) 。ほとんどのデバッガは、このルーチンをすでに使用してプロセスを解析しています。

rtld-デバッガインタフェースは、rtld-デバッガインタフェースの要求により解析中のプロセスが停止することを前提としています。停止しない場合は、ターゲットプロセスの実行時リンカー内にあるデータ構造が、検査時に一貫した状態にない可能性があります。

次の図は、`librtld_db.so.1`、制御プロセス (デバッガ)、およびターゲットプロセス (動的実行可能プログラム) 間の情報の流れを示しています。

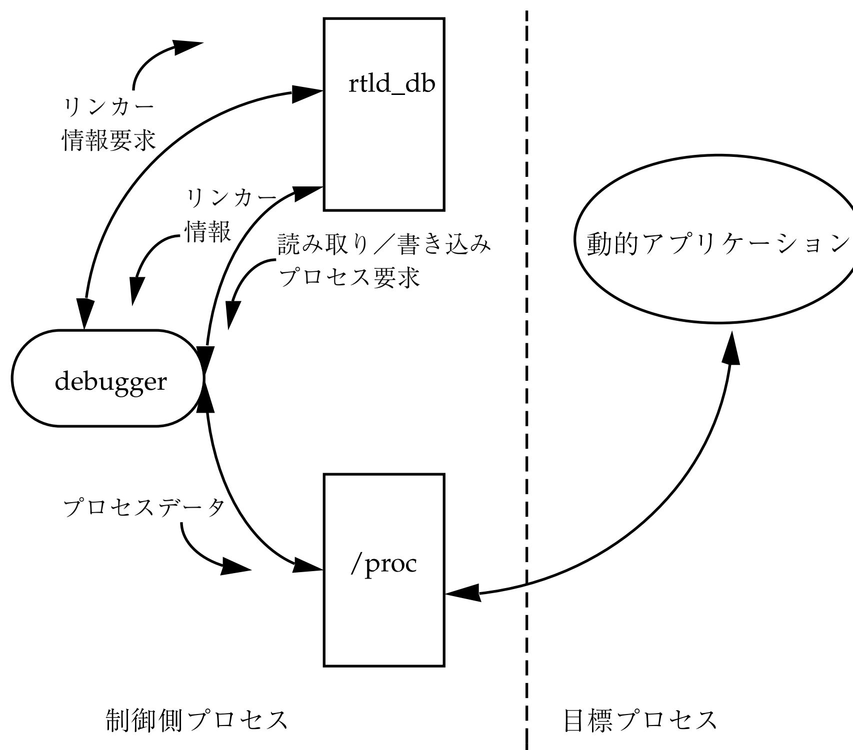


図 6–1　rtld-デバッガの情報の流れ

注 - rtld-デバッガインタフェースは、実験的と見なされる `proc_service` インタフェース (`/usr/include/proc_service.h`) に依存します。rtld-デバッガインタフェースは、展開時に、`proc_service` インタフェース内の変更を追跡しなければならないことがあります。

---

rtld-デバッガインタフェースを使用する制御プロセスのサンプル実装状態は、`/usr/demo/librtld_db` の `SUNWosdem` パッケージに用意されています。 このデバッガ `rdb` は、`proc_service` インポートインタフェースの使用例を提示して、すべての `librtld_db.so.1` インポートインタフェースの使用例を提示して、すべての rtld-デバッガインタフェースについて説明します。さらに詳しい情報は、サンプルデバッガをテストして得ることができます。

デバッガインタフェースのエージェント

エージェントは、内部インタフェース構造を記述できる不透明なハンドルを提供して、エクスポートインタフェースとインポートインタフェースの間の通信機構となるものです。rtld-デバッガインタフェースは、いくつかのプロセスを同時に操作できるデバッガによる使用を目的としているため、これらのエージェントは、プロセスを特定するために使用されます。

```
struct ps_prochandle;
```

`struct ps_prochandle`

制御プロセスによって、エクスポートインタフェースとインポートインタフェースの間で渡されるターゲットプロセスを特定するために作成される不透明な構造。

```
struct rd_agent;
```

`struct rd_agent`

rtld-デバッガインタフェースによって、エクスポートインタフェースとインポートインタフェースの間で渡されるターゲットプロセスを特定するために作成される不透明な構造。

デバッガエクスポートインタフェース

このセクションでは、`/usr/lib/librtld_db.so.1` 監査ライブラリによってエクスポートされる各インタフェースについて説明します。この節は、機能グループごとに分けられています。

エージェント操作

```
rd_err_e rd_init(int version);
```

`rd_init()`

この関数は、rtld-デバッガバージョン条件を確立します。現在バージョンは、`RD_VERSION` によって定義されます。.

制御プロセスのバージョン条件が使用可能な rtld-デバッガインタフェースよりも大きい場合は、`RD_NOCAPAB` が返されます。

```
rd_agent_t * rd_new(struct ps_prochandle * php);
```

`rd_new()`

この関数は、新しいエクスポートのインタフェースエージェントを作成します。「php」は、制御プロセスによってターゲットプロセスを特定するために作成された cookie です。この cookie は、制御プロセスによってコンテキストを維持するために提供される重要なインタフェースで使用されるものであり、rtld-デバッガインタフェースに対して不透明です。

```
rd_err_e rd_reset(struct rd_agent * rdap);
```

`rd_reset()`

この関数は、`rd_new()` に指定された同じ `ps_prochandle` 構造に基づくエージェント内の情報をリセットします。この関数は、ターゲットプロセスが再スタートされると呼び出されます。

```
void rd_delete(struct rd_agent * rdap);
```

`rd_delete()`

この関数は、エージェントを削除し、それに関連するすべての状態を解除します。

エラー処理

次のエラー状態は、rtld-デバッガインタフェース (`rtld_db.h` に定義) によって返されます。

```
typedef enum {
        RD_ERR,
        RD_OK,
        RD_NOCAPAB,
        RD_DBERR,
        RD_NOBASE,
        RD_NODYNAM,
        RD_NOMAPS
} rd_err_e;
```

次のインタフェースは、エラー情報を収集するために使用できます。

```
char * rd_errstr(rd_err_e rderr);
```

`rd_errstr()`

この関数は、エラーコード「rderr」を記述する記述エラー文字列を返します。

```
void rd_log(const int onoff);
```

rd_log()

この関数は、ログ記録をオン (1) またはオフ (0) にします。ログ記録がオンの場合、制御プロセスによって提供されるインポートインタフェース関数 ps_plog() は、さらに詳しい診断情報によって呼び出されます。

読み込み可能オブジェクトの走査

実行時リンカーのリンクマップで維持される各オブジェクト情報の取得は (144ページの「名前空間の確立」 を参照)、rtld_db.h に定義された次の構造を使用して実現されます。

```
typedef struct rd_loadobj {
        psaddr_t        rl_nameaddr;
        unsigned        rl_flags;
        psaddr_t        rl_base;
        psaddr_t        rl_data_base;
        unsigned        rl_lmident;
        psaddr_t        rl_refnameaddr;
        psaddr_t        rl_plt_base;
        unsigned        rl_plt_size;
        psaddr_t        rl_bend;
        psaddr_t        rl_padstart;
        psaddr_t        rl_padend;
} rd_loadobj_t;
```

文字列ポインタを含めて、この構造で指定されるアドレスはすべてターゲットプロセス内のアドレスであり、制御プロセス自体のアドレス空間のアドレスでないことに注意してください。

rl_nameaddr

動的オブジェクトの名前を含む文字列へのポインタ

rl_flags

今後の使用のために予約

rl_base

動的オブジェクトの基本アドレス

rl_data_base

動的オブジェクトのデータセグメントの基本アドレス

rl_lmident

リンクマップ識別子144ページの「名前空間の確立」を参照)

rl_refnameaddr

動的オブジェクトがフィルタの場合は (93ページの「フィルタとしての共有オブジェクト」を参照)、フィルタ対象の名前を指定する

rl_plt_base, rl_plt_size

これらの要素は、下方互換性のために存在するものであり、現在は使用されていない

rl_bend

オブジェクトのエンドアドレス (text + data + bss).

rl_padstart

動的オブジェクト前のパッドの基本アドレス (165ページの「動的オブジェクトのパッド」参照)

rl_padend

動的オブジェクト後のパッドの基本アドレス (165ページの「動的オブジェクトのパッド」を参照)

次のルーチンは、このオブジェクトデータ構造を使用して実行時リンカーリンクマップリストの情報にアクセスしています。

```
typedef int rl_iter_f(const rd_loadobj_t *, void *);

rd_err_e rd_loadobj_iter(rd_agent_t * rap, rl_iter_f * cb,
        void * clnt_data);
```

`rd_loadobj_iter()`

この関数は、ターゲットプロセスに現在読み込まれている動的オブジェクトすべてを反復します。各反復時に、cb によって指定されたインポート関数が呼び出されます。clnt_data は、cb 呼び出しにデータを渡すために使用できます。各オブジェクトに関する情報は、スタックが割り当てられた volatile `rd_loadobj_t` 構造へのポインタを介して返されます。

cb ルーチンからの戻りコードは、`rd_loadobj_iter()` によってテストされ、次の意味を持ちます。

- 1 — リンクマップの処理を継続
- 0 — リンクマップの処理を停止して、制御プロセスに制御を返す

`rd_loadobj_iter()` は、正常だと `RD_OK` を返します。`RD_NOMAPS` が返される場合、実行時リンカーは、まだ初期リンクマップを読み込みません。

イベント通知

実行時リンカーの適用範囲内で発生し、制御プロセスが追跡できる特定のイベントがあります。これらのイベントは次のとおりです。

`RD_PREINIT`

実行時リンカーは、すべての動的オブジェクトを読み込んで再配置し、読み込まれた各オブジェクトの `.init` セクションの呼び出しを開始 (62ページの「初期設定および終了ルーチン」 を参照)

`RD_POSTINIT`

実行時リンカーは、すべての `.init` セクションの呼び出しを終了して、基本実行可能プログラムに制御を渡す。

`RD_DLACTIVITY`

実行時リンカーは、動的オブジェクトを読み込みまたは読み込み解除のために呼び出される(59ページの「追加オブジェクトの読み込み」 を参照)。

これらのイベントは、次のインタフェース (`sys/link.h` と `rtld_db.h` に定義) を使用して監視できます。

```
typedef enum {
        RD_NONE = 0,
        RD_PREINIT,
        RD_POSTINIT,
        RD_DLACTIVITY
} rd_event_e;

/*
 * ways that the event notification can take place:
 */
typedef enum {
        RD_NOTIFY_BPT,
        RD_NOTIFY_AUTOBPT,
        RD_NOTIFY_SYSCALL
} rd_notify_e;

/*
 * information on ways that the event notification can take place:
 */
typedef struct rd_notify {
        rd_notify_e     type;
        union {
                psaddr_t        bptaddr;
                long            syscallno;
        } u;
} rd_notify_t;
```

```
rderr_e rd_event_enable(struct rd_agent * rdap, int onoff);
```

`rd_event_enable()`

この関数は、イベント監視を有効 (1) または無効 (0) にします。

注 - パフォーマンス上の理由から、現在、実行時リンカーはイベントの無効化を無視します。制御プロセスは、このルーチンへの最後の呼び出しが原因で指定のブレークポイントに到達しないと、想定することはできません。

```
rderr_e rd_event_addr(rd_agent_t * rdap, rd_event_e event,
        rd_notify_t * notify);
```

`rd_event_addr()`

この関数は、制御プログラムへの指定イベントの通知方法を指定します。

イベントタイプに従って、制御プロセスの通知は、「notify->u.syscallno」で特定されるチープなシステム呼び出しを呼び出すか、または「notify->u.bptaddr」によって指定されたアドレスでブレークポイントを実行することで行われます。システム

呼び出しの追跡または実際のブレークポイントの設定は、制御プロセスが行う必要があります。

イベントが発生した場合は、rtld_db.h に定義された次のインタフェース によって追加情報を取得できます。

```
typedef enum {
        RD_NOSTATE = 0,
        RD_CONSISTENT,
        RD_ADD,
        RD_DELETE
} rd_state_e;

typedef struct rd_event_msg {
        rd_event_e      type;
        union {
                rd_state_e      state;
        } u;
} rd_event_msg_t;
```

rd_state_e 値の意味は次のとおりです。

RD_NOSTATE

使用可能な追加状態情報なし

RD_CONSISTANT

リンクマップは安定した状態にあって、テスト可能

RD_ADD

動的オブジェクトは削除処理中であり、リンクマップは安定した状態にない。リンクマップは、RD_CONSISTANT 状態に達するまでテストできない

RD_DELETE

動的オブジェクトは削除処理中であり、リンクマップは安定した状態にない。リンクマップは、RD_CONSISTANT 状態に達するまでテストできない

```
rderr_e rd_event_getmsg(struct rd_agent * rdap,
        rd_event_msg_t * msg);
```

rd_event_getmsg()

この関数は、イベントに関する追加情報を提供します。

次の表は、異なる各イベントタイプで可能な状態を示しています。

RD_PREINIT	RD_POSTINIT	RD_DLACTIVITY
RD_NOSTATE	RD_NOSTATE	RD_CONSISTANT
		RD_ADD
		RD_DELETE

手続きリンクテーブルのスキップ

rtld-デバッガインタフェースは、手続きリンクのテーブルエントリをスキップオーバーするための機能を提供します (273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照)。デバッガなどの制御プロセスは、初めて関数に介入するよう要求される場合、実際の手続きリンクテーブル処理をスキップしようとします。この結果、制御は、関数定義を検索するために実行時リンカーに渡されます。

次のインタフェースを使用すると、制御プロセスで実行時リンカーの手続きリンクテーブル処理にステップオーバーできます。制御プロセスは、ELF ファイルで提供される外部情報に基づいて、手続きリンクのテーブルエントリに遭遇する時期を判定できるものと想定されます。

ターゲットプロセスは、手続きリンクのテーブルエントリに介入すると、次のインタフェースを呼び出します。

```
rd_err_e rd_plt_resolution(rd_agent_t * rdap, paddr_t pc,
        lwpid_t lwpid, paddr_t plt_base, rd_plt_info_t * rpi);
```

rd_plt_resolution()

この関数は、現在の手続きリンクテーブルエントリの解決状態と、それをスキップする方法に関する情報を返します。

pc は、手続きリンクテーブルエントリの最初の命令を表わします。lwpid は lwp 識別子を提供し、plt_base は手続きリンクテーブルの基本アドレスを提供します。これらの 3 つの変数は、各種のアーキテクチャが手続きリンクテーブルを処理するため十分な情報を提供します。

rpi は、次のデータ構造 (rtld_db.h に定義) に定義された、手続きリンクのテーブルエントリに関する詳しい情報を提供します。

```
typedef enum {
    RD_RESOLVE_NONE,
    RD_RESOLVE_STEP,
    RD_RESOLVE_TARGET,
    RD_RESOLVE_TARGET_STEP
} rd_skip_e;

typedef struct rd_plt_info {
        rd_skip_e       pi_skip_method;
        long            pi_nstep;
        psaddr_t        pi_target;
} rd_plt_info_t;
```

次のシナリオは rd_plt_info_t 戻り値から考えられます。

- これが、この手続きリンクテーブル全体の最初の呼び出しであるため、実行時リンカーによって解決する必要がある。rd_plt_info_t には、次のものが含まれる

  ```
  {RD_RESOLVE_TARGET_STEP, M, <BREAK>}
  ```

  制御プロセスは、BREAK にブレークポイントを設定し、ターゲットプロセスを続けます。ブレークポイントに達すると、手続きリンクのテーブルエントリ処理は終了し、制御プロセスは M 命令を宛先関数にステップできます。

- これは、この手続きリンクテーブル全体で N 番め。rd_plt_info_t には、次のものが含まれる

  ```
  {RD_RESOLVE_STEP, M, 0}
  ```

  手続きリンクのテーブルエントリはすでに解決されていて、制御プロセスは M 命令を宛先関数にステップできます。

注 - 今後の実装状態では、ターゲット関数にブレークポイントを直接設定する方法として、RD_RESOLVE_TARGET を使用する可能性がありますが、この機能は、今回のバージョンの rtld-デバッガインタフェースではまだ使用できません。

動的オブジェクトのパッド

実行時リンカーのデフォルト動作は、オペレーティングシステムに依存して、最も効率的に参照できる場所に動的オブジェクトを読み込みます。制御プロセスの中には、ターゲットプロセスのメモリに読み込まれたオブジェクトの回りにパッドがあることによって、利益を受けるものがあります。このインタフェースを使用すると、制御プロセスは、このパッドを要求できます。

```
rd_err_e rd_objpad_enable(struct rd_agent * rdap, size_t padsize);
```

rd_objpad_enable()

この関数は、ターゲットプロセスによって続けて読み込まれたオブジェクトのパッドを有効、または無効にします。パッドは読み込まれたオブジェクトの両側で行われます。

padsize は、メモリに読み込まれたオブジェクトの前後両方で維持されるパッドのサイズをバイト数で指定します。このパッドは、mmap(2) に PROT_NONE 権と MAP_NORESERVE フラグをつけて使用して、メモリ割り当てとして予約できます。実行時リンカーは、割り当てられたオブジェクトに隣接するターゲットプロセスの仮想アドレス空間の領域を効果的に予約します。これらの領域は、制御プロセスによって後に利用できます。

padsize を 0 にすると、後のオブジェクトに対するオブジェクトパッドは無効になります。

注 - mmap(2) を /dev/zero から、MAP_NORESERVE によって使用して取得される予約は、proc(1) 機能を使用して、rd_loadobj_t に提供されたリンクマップ情報を参照することによって報告できます。

デバッガインポートインタフェース

制御プロセスが librtld_db.so.1 に対して提供しなければならないインポートインタフェースは、/usr/include/proc_service.h に定義されています。これら

の proc_service 関数のサンプル実装状態は、rdb デモデバッガにあります。rtld-デバッガインタフェースは、使用可能な proc_service インタフェースのサブセットだけを使用します。rtld-デバッガインタフェースの今後のバージョンでは、互換性のない変更を作成することなく、追加 proc_service インタフェースを利用できる可能性があります。

次のインタフェースは、現在、rtld-デバッガインタフェースによって使用されています。

```
ps_err_e ps_pauxv(const struct ps_prochandle * ph, auxv_t ** aux);
```

ps_pauxv()

この関数は、auxv ベクトルのコピーへのポインタを返します。auxv ベクトル情報は、割り当てられた構造にコピーされるため、このポインタの存続期間は、prochandle が有効な間になります。

```
ps_err_e ps_pread(const struct ps_prochandle * ph, paddr_t addr,
        char * buf, int size);
```

ps_pread()

この関数は、アドレス addr にあるターゲットプロセスからサイズバイトを読み取って、それらを buf にコピーします。

```
ps_err_e ps_pwrite(const struct ps_prochandle * ph, paddr_t addr,
          char * buf, int size);
```

ps_pwrite()

この関数は、サイズバイトを buf から、アドレス addr にあるターゲットプロセスに書き込みます。

```
void ps_plog(const char * fmt, ...);
```

ps_plog()

この関数は、rtld-デバッガインタフェースから追加診断情報によって呼び出されます。この診断情報をどこに記録するか、または記録するかどうかは、制御プロセスが決める必要があります。ps_plog() の引数は、printf(3S) 形式に従っています。

```
ps_err_e ps_pglobal_lookup(const struct ps_prochandle * ph,
        const char * obj, const char * name, ulong_t * sym_addr);
```

`ps_pglobal_lookup()`

この関数は、ターゲットプロセス ph 内のオブジェクト obj 内の記号 name を検索します。記号が検出されると、記号のアドレスが sym_addr に保存されます。

```
ps_err_e ps_pglobal_sym(const struct ps_prochandle * ph,
        const char * obj, const char * name, ps_sym_t * sym);
```

`ps_pglobal_sym()`

この関数は、ターゲットプロセス ph 内のオブジェクト obj 内の記号 name を検索します。記号が検出されると、記述子 sym は埋められます。

rtld-デバッガインタフェースがアプリケーションまたは実行時リンカー内の記号を検出してから、リンクマップを作成する必要があるイベントでは、obj に対する次の予約値を使用できます。

```
#define PS_OBJ_EXEC ((const char *)0x0)  /* application id */
#define PS_OBJ_LDSO ((const char *)0x1)  /* runtime linker id */
```

制御プロセスがこれらのオブジェクトの記号テーブルを検出するために使用できる機構の 1 つに、次の擬似コードを使用する `procfs` ファイルシステムを介するものがあります。

```
ioctl(.., PIOCNAUXV, ...)       - obtain AUX vectors
ldsoaddr = auxv[AT_BASE];
ldsofd = ioctl(..., PIOCOPENM, &ldsoaddr);

/* process elf information found in ldsofd ... */

execfd = ioctl(.., PIOCOPENM, 0);

/* process elf information found in execfd ... */
```

ファイル記述子が見つかったら、ELF ファイルは、制御プログラムによってその記号情報をテストできます。

第 7 章

オブジェクトファイル

概要

この章では、アセンブラとリンカーで生成されるオブジェクトファイルの実行可能リンク形式 (ELF) について説明します。オブジェクトファイルには、主に次の 3 つの種類が存在します。

- 再配置可能ファイルは、他のオブジェクトファイルとリンクして実行可能ファイル 、共有オブジェクトファイル、または別の再配置可能ファイルを作成するのに適したコードとデータを保持する
- 実行可能ファイルは、実行可能なプログラムを保持する。実行可能ファイルは、`exec(2)` によるプログラムのプロセスイメージの作成方法を指定する
- 共有オブジェクトファイルは、次の 2 つリンクに適したコードと データを保持する。(1) リンカーは、共有オブジェクトファイルを他の再配置可能ファイルや共有オブジェクトファイルと共に処理して、別のオブジェクトファイルを作ることがでる。(2) 実行時リンカーは、共有オブジェクトファイルを動的実行可能ファイルや他の共有オブジェクトファイルと組み合わせ、プロセスイメージを作成する

この章の最初の項 170ページの「ファイル形式」は、オブジェクトファイルの形式、およびこの形式がプログラム作成にどのように関係しているかに焦点を当てています。2 つめの項 241ページの「動的リンク」は、この形式がプログラムの読み込みにどのように関係しているかに焦点を当てています。

オブジェクトファイルは、ELF アクセスライブラリ `libelf` に含まれる関数で処理できます。`libelf` の説明については、`elf(3E)` を参照してください。`libelf` を

使用するサンプルソースコード
は、SUNWosdem パッケージに含まれており、/usr/demo/ELF ディレクトリの下に置かれています。

ファイル形式

すでに述べたとおり、オブジェクトファイルはプログラムのリンクと実行の両方に関係します。利便性と効率性のため、オブジェクトファイルの形式には、リンクと実行の異なる要求に合わせて、2 つの平行した見方があります。図 7–1 にオブジェクトファイルの編成を示します。

リンク	実行
ELF ヘッダー	ELF ヘッダー
プログラムヘッダーテーブル（オプション）	プログラムヘッダーテーブル
セクション 1	セグメント 1
. . .	
セクション n	セグメント 2
. . .	
. . .	. . .
セクションヘッダーテーブル	セクションヘッダーテーブル（オプション）

図 7–1　オブジェクトファイル形式

ELF ヘッダーはオブジェクトファイルの先頭に存在し、ファイル編成を記述する「ロードマップ」を保持します。

「セクション」は、ELF ファイル内で処理可能な最小単位 (これ以上分割できない単位) です。「セグメント」は、exec(2) または実行時リンカーでメモリイメージに対応付けできる最小単位 (これ以上分割できない単位) です。

セクションは、リンクの観点から見たオブジェクトファイルの情報 (命令、データ、シンボルテーブル、再配置情報など) の大部分を保持します。セクションに関しては、この章の前半で説明します。セグメントとプログラムの実行の観点から見たファイルの構造に関しては、この章の後半で説明します。

プログラムヘッダーテーブル (存在する場合) は、システムにプロセスイメージの作成方法を通知します。プロセスイメージの作成に使用されるファイル (実行可能プログラムと共有オブジェクト) には、プログラムヘッダーテーブルが存在しなければなりません。再配置可能オブジェクトには、プログラムヘッダーテーブルは存在する必要はありません。

セクションヘッダーテーブルには、ファイルのセクションを記述する情報が入っています。セクションヘッダーテーブルには各セクションのエントリが存在します。各エントリは、セクション名、セクションサイズなどの情報が含まれます。リンク編集で使用されるファイルには、セクションヘッダーテーブルが存在しなければなりません。他のオブジェクトファイルには、セクションヘッダーテーブルは存在してもしなくてもかまいません。

注 - 図では ELF ヘッダの直後にプログラムヘッダーテーブルが示され、セクションヘッダーテーブルがセクションの後に続いていますが、実際のファイルは異なる場合があります。また、セクションとセグメントの順序は特に決まっていません。ELF ヘッダーの位置のみがファイル内で固定されています。

データ表現

ここで記述されているとおり、オブジェクトファイルの形式は、8 ビットバイト、32 ビットアーキテクチャおよび 64 ビットアーキテクチャを持つさまざまなプロセッサをサポートしていますが、オブジェクトファイルの形式は、より大きな (またはより小さな) アーキテクチャに拡張できることを意図しています。

したがって、オブジェクトファイルはマシンに依存しない形式になっているいくつかの制御データを表現し、その結果、オブジェクトファイルが識別でき、オブジェクトファイルの内容が共通した方法で解釈できます。オブジェクトファイルの残りのデータは、このオブジェクトファイルが作成されたマシンとは関係なく、対象となるプロセッサ用に符号化されています。

表 7–1 32 ビットデータタイプ

名前	サイズ	整列	目的
`Elf32_Addr`	4	4	符号なしプログラムアドレス
`Elf32_Half`	2	2	符号なし、中程度の整数

表 7–1 32 ビットデータタイプ 続く

名前	サイズ	整列	目的
Elf32_Off	4	4	符号なしファイルオフセット
Elf32_Sword	4	4	符号付き整数
Elf32_Word	4	4	符号なし整数
unsigned char	1	1	符号なし、短い整数

表 7–2 64 ビットデータタイプ

名前	サイズ	整列	目的
Elf64_Addr	8	8	符号なしプログラムアドレス
Elf64_Half	2	2	符号なし、中程度の整数
Elf64_Off	8	8	符号なしファイルオフセット
Elf64_Sword	4	4	符号付き整数
Elf64_Word	4	4	符号なし整数
Elf64_Xword	8	8	符号なし、長い整数
Elf64_Sxword	8	8	符号付き、長い整数
unsigned char	1	1	符号なし、短い整数

オブジェクトファイルの形式で定義されるすべてのデータ構造は、該当クラスの自然なサイズと整列ガイドラインに従います。必要であれば、データ構造に明示的にパッドを入れることで、4 バイトオブジェクトに対して 4 バイト整列を保証したり構造サイズを 4 の倍数に設定したりします。また、データはファイルの先頭から適切に整列されます。したがってたとえば、Elf32_Addr 構成要素が存在する構造は

ファイル内において 4 バイト境界で整列され、Elf64_Addr 構成要素が存在する構造は 8 バイト境界で整列されます。

注 - 移植性を考慮して、ELF ではビットフィールドを使用していません。

ELF ヘッダー

いくつかのオブジェクトファイル制御構造は大きくなることがありまが、その大きさは ELF ヘッダーに記録されます。オブジェクトファイルの形式が変わった場合、ELF 形式のファイルにアクセスするプログラムは、大きくなったり小さくなったりした制御構造体を扱うことになります。大きくなった場合は、追加された部分を無視することができるかもしれません。小さくなった場合は、無くなった部分の扱いは状況に依存しますし、形式が変更された時に規定されるでしょう。

ELF ヘッダーの構造体 (sys/elf.h で定義されている) は、以下のとおりです。

```
#define EI_NIDENT       16

typedef struct {
        unsigned char   e_ident[EI_NIDENT];
        Elf32_Half      e_type;
        Elf32_Half      e_machine;
        Elf32_Word      e_version;
        Elf32_Addr      e_entry;
        Elf32_Off       e_phoff;
        Elf32_Off       e_shoff;
        Elf32_Word      e_flags;
        Elf32_Half      e_ehsize;
        Elf32_Half      e_phentsize;
        Elf32_Half      e_phnum;
        Elf32_Half      e_shentsize;
        Elf32_Half      e_shnum;
        Elf32_Half      e_shstrndx;
} Elf32_Ehdr;

typedef struct {
        unsigned char   e_ident[EI_NIDENT];
        Elf64_Half      e_type;
        Elf64_Half      e_machine;
        Elf64_Word      e_version;
        Elf64_Addr      e_entry;
        Elf64_Off       e_phoff;
        Elf64_Off       e_shoff;
        Elf64_Word      e_flags;
        Elf64_Half      e_ehsize;
        Elf64_Half      e_phentsize;
        Elf64_Half      e_phnum;
        Elf64_Half      e_shentsize;
```

(続く)

```
        Elf64_Half      e_shnum;
        Elf64_Half      e_shstrndx;
} Elf64_Ehdr;
```

e_ident

先頭のバイト列に、オブジェクトファイルであることを示す印と、機種に依存しない、ファイルの内容を復号化または解釈するためのデータが入ります。完全な記述は、178ページの「ELF 識別」で行われています。

e_type

この構成要素は、オブジェクトファイルの種類を示します。

表 7–3 ELF ファイル識別子

名前	値	意味
ET_NONE	0	ファイルタイプが存在しない
ET_REL	1	再配置可能ファイル
ET_EXEC	2	実行可能ファイル
ET_DYN	3	共有オブジェクトファイル
ET_CORE	4	コアファイル
ET_LOPROC	0xff00	プロセッサに固有
ET_HIPROC	0xffff	プロセッサに固有

コアファイルの内容は指定されていませんが、ET_CORE タイプはコアファイルを示すために予約されます。ET_LOPROC から ET_HIPROC までの値 (それぞれを含む) は、プロセッサ固有の方法で解釈されます。他の値は予約され、必要に応じて新しいオブジェクトファイルの種類に割り当てられます。

e_machine

この構成要素の値は、個々のファイルが必要とするアーキテクチャを指定します。

表 7–4 ELF 機種

名前	値	意味
EM_NONE	0	マシンが存在しない
EM_M32	1	AT&T WE 32100
EM_SPARC	2	SPARC
EM_386	3	Intel 80386
EM_68K	4	Motorola 68000
EM_88K	5	Motorola 88000
EM_486	6	Intel 80486
EM_860	7	Intel 80860
EM_MIPS	8	MIPS RS3000 Big-Endian
EM_MIPS_RS3_LE	10	MIPS RS3000 Little-Endian
EM_RS6000	11	RS6000
EM_PA_RISC	15	PA-RISC
EM_nCUBE	16	nCUBE
EM_VPP500	17	Fujitsu VPP500
EM_SPARC32PLUS	18	Sun SPARC 32+

表 7–4 ELF 機種 続く

名前	値	意味
EM_PPC	20	PowerPC
EM_SPARCV9	43	SPARC V9

他の値は予約され、必要に応じて新しい機種に割り当てられます。プロセッサ固有の ELF 名の識別には、機種名が使用されます。たとえば、以下に述べるフラグでは接頭辞 EF_ が使用されます。EM_XYZ マシンの WIDGET というフラグは、EF_XYZ_WIDGET と呼ばれます。

e_version

この構成要素は、オブジェクトファイルのバージョンを示します。

表 7–5 ELF バージョン

名前	値	意味
EV_NONE	0	無効なバージョン
EV_CURRENT	>=1	現バージョン

値 1 は最初のファイル形式を示し、拡張した場合は番号を大きくします。EV_CURRENT の値は、現バージョン番号を示すために必要に応じて変化します。

e_entry

この構成要素は、システムが制御を最初に渡す仮想アドレスを保持します。仮想アドレスが与えられると、プロセスが起動されます。ファイルに関連する入り口点が存在しない場合、この構成要素は 0 を保持します。

e_phoff

この構成要素は、プログラムヘッダーテーブルのファイルオフセット (単位 : バイト) を保持します。ファイルにプログラムヘッダーテーブルが存在しない場合、この構成要素は 0 を保持します。

e_shoff

この構成要素は、セクションヘッダーテーブルのファイルオフセット (単位 : バイト) を保持します。ファイルにセクションヘッダーテーブルが存在しない場合、この構成要素は 0 を保持します。

e_flags

この構成要素は、ファイルに対応付けられているプロセッサ固有のフラグを保持します。フラグ名は、EF_machine「_flag」という形式をとります。この構成要素は現在、SPARC と x86 に対して 0 です。

表 7–6 SPARCV9 用 ELF フラグ

名前	値	意味
EF_SPARCV9_MM	0x3	メモリーモデルのマスク
EF_SPARCV9_TSO	0x0	Total Store Ordering
EF_SPARCV9_PSO	0x1	Partial Store Ordering
EF_SPARCV9_RMO	0x2	Relaxed Memory Ordering
EF_SPARC_EXT_MASK	0xffff00	ベンダー拡張マスク
EF_SPARC_SUN_US1	0x000200	Sun UltraSPARC 1 拡張
EF_SPARC_HAL_R1	0x000400	HAL R1 拡張
EF_SPARC_SUN_US3	0x000800	Sun UltraSPARC 3 拡張

e_ehsize

この構成要素は、ELF ヘッダーのサイズ (単位 : バイト) を保持します。

e_phentsize

この構成要素は、ファイルのプログラムヘッダーテーブルの 1 つのエントリのサイズ (単位 : バイト) を保持します。すべてのエントリは同じサイズです。

e_phnum

この構成要素は、プログラムヘッダーテーブル のエントリ数を保持します。したがって、e_phentsize に e_phnum を掛けると、テーブル のサイズ (単位 : バイト) が求められます。ファイルにプログラムヘッダーテーブルが存在しない場合、e_phnum は値 0 を保持します。

e_shentsize

この構成要素は、1 つのセクションヘッダーのサイズ (単位 : バイト) を保持します。1 つのセクションヘッダーは、セクションヘッダー テーブルの 1 つのエントリです。すべてのエントリは同じサイズです。

e_shnum

この構成要素は、セクションヘッダーテーブル のエントリ数を保持します。したがって、e_shentsize に e_shnum を掛けると、セクションヘッダーテーブルのサイズ (単位: バイト) が求められます。ファイルにセクションヘッダーテーブルが存在しない場合、e_shnum は値 0 を保持します。

e_shstrndx

この構成要素は、セクション名文字列テーブル に対応するエントリのセクション ヘッダーテーブルインデックスを保持します。ファイルにセクション名文字列テーブルが存在しない場合、この構成要素は値 SHN_UNDEF を保持します。詳細は、182 ページの「セクション」と 201ページの「文字列テーブル」を参照してください。

ELF 識別

先に述べたとおり、ELF はオブジェクトファイルの枠組みを提供し、複数のプロセッサ、複数のデータ符号化、複数のクラスのマシンをサポートします。このオブ

ジェクトファイルファミリをサポートできるようファイルの初期バイトは、問い合わせが行われるプロセッサに関係なくかつファイルの残りの内容にも関係なくファイルの解釈方法を指定します。

ELF ヘッダー (とオブジェクトファイル) の初期バイトは、e_ident 構成要素に一致します。

表 7–7 e_ident[ ] 識別インデックス

名前	値	目的
EI_MAG0	0	ファイルの識別
EI_MAG1	1	ファイルの識別
EI_MAG2	2	ファイルの識別
EI_MAG3	3	ファイルの識別
EI_CLASS	4	ファイルのクラス
EI_DATA	5	データの符号化
EI_VERSION	6	ファイルのバージョン
EI_PAD	7	パッドバイトの開始
EI_NIDENT	16	e_ident[] のサイズ

次のインデックスは、マジックナンバーを保持するバイトをアクセスします。

EI_MAG0 - EI_MAG3

ファイルの先頭 4 バイトは、ファイルを ELF オブジェクトファイルとして識別する「マジックナンバー」を保持します。

表 7–8 マジックナンバー

名前	値	位置
ELFMAG0	0x7f	e_ident[EI_MAG0]
ELFMAG1	'E'	e_ident[EI_MAG1]
ELFMAG2	'L'	e_ident[EI_MAG2]
ELFMAG3	'F'	e_ident[EI_MAG3]

EI_CLASS

その次のバイト e_ident[EI_CLASS] は、ファイルのクラス、または容量を示します。

表 7–9 ファイルクラス

名前	値	意味
ELFCLASSNONE	0	無効なクラス
ELFCLASS32	1	32 ビットオブジェクト
ELFCLASS64	2	64 ビットオブジェクト

ファイル形式は、最大マシンのサイズを最小マシンに押しつけることなしにさまざまなサイズのマシン間で互換性が維持されるように設計されています。クラス ELFCLASS32 は、4 ギガバイトまでのファイルと仮想アドレス空間が存在するマシンをサポートし、また以前に定義した基本タイプを使用します。

クラス ELFCLASS64 は、SPARCV9 などの 64 ビットアーキテクチャに対して使用されます。

EI_DATA

バイト e_ident[EI_DATA] は、オブジェクトファイルのプロセッサ固有のデータの符号化を指定します。現在、以下の符号化が定義されています。

表 7–10 データの符号化

名前	値	意味
ELFDATANONE	0	無効な符号化
ELFDATA2LSB	1	図 7–2 を参照
ELFDATA2MSB	2	図 7–3 を参照

これらの符号化の詳細を以下に示します。他の値は予約され、必要に応じて新しい符号化に割り当てられます。

EI_VERSION

バイト e_ident[EI_VERSION] は、ELF ヘッダーバージョン番号を指定します。現在この値は、e_version の表 7–5 で説明されているように、EV_CURRENT でなければなりません。

EI_PAD

この値は、e_ident の使用されていないバイトの先頭を示します。これらのバイトは保留され、0 に設定されます。オブジェクトファイルを読み取るプログラムは、これらのバイトを無視するべきです。使用されていないバイト列が使用されるようになった場合、EI_PAD の値は変更されます。

ファイルのデータ符号化方式は、ファイルの基本オブジェクトを解釈する方法を指定します。先に述べたとおり、クラス ELFCLASS32 のファイルは、1、2、および 4 バイトを占めるオブジェクトを使用します。定義されている符号化方式の下では、オブジェクトは以下のように表されます。バイト番号は、左上隅に示されています。

ELFDATA2LSB を符号化すると、最下位バイトが最低位アドレスを占める 2 の補数値が指定されます。

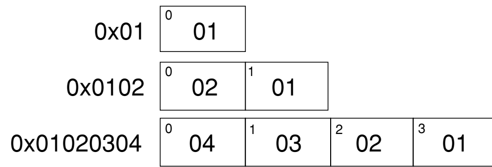


図 7–2　データの符号化方法 ELFDATA2LSB

ELFDATA2MSB を符号化すると、最上位バイトが最低位アドレスを占める 2 の補数値が指定されます。

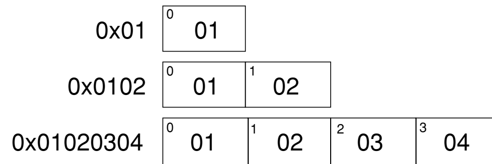


図 7–3　データの符号化方法 ELFDATA2MSB

セクション

オブジェクトファイルのセクションヘッダーテーブルを使用すると、すべてのファイルのセクションを見つけ出すことができます。セクションヘッダーテーブルは、以下に示されているとおり、Elf32_Shdr 構造体または Elf64_Shdr 構造体の配列です。セクションヘッダーテーブルインデックスは、この配列への添字です。ELF ヘッダーの e_shoff 構成要素は、ファイルの先頭からセクションヘッダーテーブルまでのバイトオフセットを与えます。e_shnum は、セクションヘッダーテーブルに存在するエントリ数を与えます。e_shentsize は、各エントリのサイズ (単位 : バイト) を与えます。

いくつかのセクションヘッダーテーブルインデックスは予約されます。オブジェクトファイルには、これらの特殊インデックスのセクションは存在しません。

表 7–11　セクションの特殊インデックス

名前	値
SHN_UNDEF	0
SHN_LORESERVE	0xff00
SHN_LOPROC	0xff00

表 7–11 セクションの特殊インデックス 続く

名前	値
SHN_BEFORE	0xff00
SHN_AFTER	0xff01
SHN_HIPROC	0xff1f
SHN_ABS	0xfff1
SHN_COMMON	0xfff2
SHN_HIRESERVE	0xffff

SHN_UNDEF

この値は、未定義の、または失われた、または関連のない、または無意味なセクション参照を示します。たとえば、セクション番号 SHN_UNDEF に関して「定義された」シンボルは、未定義シンボルです。

注 - インデックス 0 は未定義値として予約されますが、セクションヘッダーテーブルにはインデックス 0 のエントリが存在します。つまり、ELF ヘッダーの e_shnum 構成要素が、ファイルのセクションヘッダーテーブルに 6 つのエントリが存在することを示している場合、これら 6 つのエントリにはインデックス 0 から 5 までが与えられます。先頭のエントリの内容は、この項の末尾に記述します。

SHN_LORESERVE

この値は、予約されているインデックスの範囲の下限を指定します。

SHN_LOPROC - SHN_HIPROC

この範囲の値は、プロセッサ固有の使用方法に予約されます。

SHN_BEFORE, SHN_AFTER

これらの値は、SHF_ORDERED セクションフラグと共に先頭および末尾セクションに順序付けを行います (表 7–14 を参照)。

SHN_ABS

この値は、対応する参照の絶対値を示します。たとえば、セクション番号 SHN_ABS からの相対で定義されたシンボルは絶対値をとり、再配置の影響を受けません。

SHN_COMMON

このセクションに関して定義されたシンボルは、共通シンボルです。たとえば、FORTRAN COMMON や割り当てられていない C 外部変数です。これらのシンボルは、ときどき一時的シンボルと呼ばれることもあります。

SHN_HIRESERVE

この値は、予約されているインデックスの範囲の上限を指定します。システムは、SHN_LORESERVE から SHN_HIRESERVE までのインデックスを予約します。値は、セクションヘッダーテーブルを参照しません。つまり、セクションヘッダーテーブルには予約されているインデックスのエントリは存在しません。

セクションには、ELF ヘッダー、プログラムヘッダーテーブル、セクションヘッダーテーブルを除く、オブジェクトファイルのすべての情報が存在します。また、オブジェクトファイルのセクションは以下の条件を満たします。

- オブジェクトファイルの各セクションには、そのセクションを記述するセクションヘッダーが必ず 1 つ存在する。対応するセクションが存在しないセクションヘッダーが存在することもある
- 各セクションは、ファイル内で連続するバイトシーケンス (空の場合もある) を占める
- ファイル内のセクション同士は重ならない。ファイル内のどのバイトも複数のセクションに属することはない
- オブジェクトファイルには、使用されていない領域が存在することがある。さまざまなヘッダーとセクションは、オブジェクトファイルのすべてのバイトをカバーしないことがある。使用されていないデータの内容は不定

セクションヘッダーの構造体 (sys/elf.h で定義されている) は、次のとおりです。

```
typedef struct {
        Elf32_Word      sh_name;
        Elf32_Word      sh_type;
        Elf32_Word      sh_flags;
        Elf32_Addr      sh_addr;
        Elf32_Off       sh_offset;
        Elf32_Word      sh_size;
        Elf32_Word      sh_link;
        Elf32_Word      sh_info;
        Elf32_Word      sh_addralign;
        Elf32_Word      sh_entsize;
} Elf32_Shdr;

typedef struct {
        Elf64_Word      sh_name;
        Elf64_Word      sh_type;
        Elf64_Xword     sh_flags;
        Elf64_Addr      sh_addr;
        Elf64_Off       sh_offset;
        Elf64_Xword     sh_size;
        Elf64_Word      sh_link;
        Elf64_Word      sh_info;
        Elf64_Xword     sh_addralign;
        Elf64_Xword     sh_entsize;
} Elf64_Shdr;
```

`sh_name`

この構成要素は、セクション名を指定します。値はセクションヘッダーの文字列テーブルセクション (201ページの「文字列テーブル」を参照) へのインデックスで、空文字 で終わっている文字列を指し示します。セクション名とその説明は、表 7–16 を参照してください。

`sh_type`

この構成要素は、セクションの内容と意味を分類します。セクションの種類とその説明は、表 7–12 を参照してください。

`sh_flags`

セクションは、さまざまな属性を記述する 1 ビットフラグをサポートします。フラグの定義は、表 7–14 を参照してください。

sh_addr

セクションがプロセスのメモリーイメージに現れる場合、この構成要素はセクションの先頭バイトが存在しなければならないアドレスを与えます。セクションがプロセスのメモリーイメージに現れない場合、この構成要素には 0 が存在します。

sh_offset

この構成要素は、ファイルの先頭からセクションの先頭バイトまでのバイトオフセットを与えます。以下に説明されている SHT_NOBITS 型のセクションは、ファイルのスペースを占めません。sh_offset 構成要素は、ファイル内の概念上の位置を示します。

sh_size

この構成要素は、セクションのサイズ (単位 : バイト) を与えます。セクションの型が SHT_NOBITS でない限り、セクションはファイルの sh_size バイトを占めます。タイプが SHT_NOBITS のセクションは、0 以外のサイズをとることがありますが、ファイルのスペースは占めません。

sh_link

この構成要素は、セクションヘッダーテーブルインデックスリンクを保持します。このリンクの解釈は、セクションの型に依存します。値は、表 7–15 を参照してください。

sh_info

この構成要素は、追加的な情報を保持します。追加的な情報の解釈は、セクションの型に依存します。値は、表 7–15 を参照してください。

sh_addralign

いくつかのセクションには、アドレス整列制約が存在します。たとえば、あるセクションが 2 語で構成されるデータを保持している場合、システムはそのセクション全体に対して 2 語単位の整列を保証しなければなりません。つまり、sh_addr の値は、sh_addralign の値を法として 0 でなければなりません。現在、0、および 2 の非負整数累乗のみが許されています。値 0 と 1 は、セクションに整列制約が存在しないことを意味します。

sh_entsize

いくつかのセクションは、サイズが一定のエントリのテーブル (シンボルテーブルなど) を保持します。このようなセクションに対してこの構成要素は、各エントリのサイズ (単位 : バイト) を与えます。サイズが一定のエントリのテーブルをセクションが保持しない場合、この構成要素には 0 が格納されます。

セクションヘッダーの sh_type 構成要素は、このセクションの意味を指定します。

表 7–12 *sh_type* が保持するセクションの型

名前	値
SHT_NULL	0
SHT_PROGBITS	1
SHT_SYMTAB	2
SHT_STRTAB	3
SHT_RELA	4
SHT_HASH	5
SHT_DYNAMIC	6
SHT_NOTE	7
SHT_NOBITS	8
SHT_REL	9
SHT_SHLIB	10
SHT_DYNSYM	11
SHT_SUNW_move	0x6ffffffa
SHT_SUNW_COMDAT	0x6ffffffb

表 7–12 *sh_type* が保持するセクションの型 続く

名前	値
SHT_SUNW_syminfo	0x6ffffffc
SHT_SUNW_verdef	0x6ffffffd
SHT_SUNW_verneed	0x6ffffffe
SHT_SUNW_versym	0x6fffffff
SHT_LOPROC	0x70000000
SHT_HIPROC	0x7fffffff
SHT_LOUSER	0x80000000
SHT_HIUSER	0xffffffff

SHT_NULL

この値は、該当セクションヘッダーが使用されないものであることを示します。このセクションには、関連付けられているセクションは存在しません。セクションヘッダーの他の構成要素の値は不定です。

SHT_PROGBITS

このセクションは、プログラムで定義された情報を保持します。プログラムの形式と意味は、プログラムが独自に決定します。

SHT_SYMTAB, SHT_DYNSYM

これらのセクションは、シンボルテーブルを保持します。一般に、SHT_SYMTAB セクションはリンク編集に関するシンボルを与えます。このセクションには完全なシンボルテーブルとして、動的リンクに不要な多くのシンボルが存在することがあります。また、オブジェクトファイルには SHT_DYNSYM セクション (最小の一群の動的リンクシンボルを保持して領域を節約している) が存在することがあります。詳細は、202ページの「シンボルテーブル」を参照してください。

SHT_STRTAB, SHT_DYNSTR

これらのセクションは、文字列テーブルを保持します。オブジェクトファイルには、複数の文字列テーブルセクションが存在できます。詳細は、201ページの「文字列テーブル」を参照してください。

SHT_RELA

このセクションは、明示的加数が存在する再配置エントリ (32 ビットクラスのオブジェクトファイルの Elf32_Rela タイプなど) を保持します。オブジェクトファイルには、複数の再配置セクションが存在できます。詳細は、212ページの「再配置」を参照してください。

SHT_HASH

このセクションは、シンボルハッシュテーブルを保持します。動的にリンクされたすべてのオブジェクトファイルには、シンボルハッシュテーブルが存在しなければなりません。現在、オブジェクトファイルにはハッシュテーブルは 1 つしか存在できませんが、この制約は将来、緩和されるかもしれません。詳細は、278ページの「ハッシュテーブル」を参照してください。

SHT_DYNAMIC

このセクションは、動的リンクに関する情報を保持します。現在、オブジェクトファイルには動的リンクのセクションは 1 つしか存在できませんが、この制約は将来、緩和されるかもしれません。詳細は、258ページの「動的セクション」を参照してください。

SHT_NOTE

このセクションは、何らかの方法でファイルを示す情報を保持します。詳細は、237ページの「注釈セクション」を参照してください。

SHT_NOBITS

この型のセクションはファイルの領域を占めませんが、他の点では SHT_PROGBITS に類似しています。このセクションにはデータは存在しませんが、sh_offset 構成要素には概念上のファイルオフセットが存在します。

SHT_REL

このセクションは、明示的加数が存在しない再配置エントリ (32 ビットクラスのオブジェクトファイルの Elf32_Rel 型など) を保持します。オブジェクトファイルには、複数の再配置セクションが存在できます。詳細は、212ページの「再配置」を参照してください。

SHT_SHLIB

このセクション型は予約されていますが、解釈の方法は定義されていません。この型のセクションが存在するプログラムは、ABI に準拠しません。

SHT_SUNW_COMDAT

このセクションには、部分的に初期化されたシンボルを扱うデータが存在します。

SHT_SUNW_move

このセクションには、部分的に初期化されたシンボルを扱うデータが存在します。

SHT_SUNW_syminfo

このセクションには、追加シンボル情報を保持するテーブルが存在します。

SHT_SUNW_verdef

このセクションには、このファイルで定義されているきめの細かいバージョンの定義が存在します。

SHT_SUNW_verneed

このセクションには、イメージの実行に必要なきめの細かい依存性の記述が存在します。

SHT_SUNW_versym

このセクションには、シンボルとバージョン定義 (ファイルが与える) の関係を記述するテーブルが存在します。

SHT_LOPROC - SHT_HIPROC

この範囲の値は、プロセッサ固有な使用方法用に予約されます。

SHT_LOUSER

この値は、アプリケーションプログラムに対して予約されるインデックスの範囲の下限を示します。

SHT_HIUSER

この値は、アプリケーションプログラムに対して予約されるインデックスの範囲の上限を示します。SHT_LOUSER から SHT_HIUSER までのセクション型は、現在の、または将来のシステム定義セクション型と競合することなくアプリケーションで使用できます。

他のセクション型の値は、保留されています。先に述べたとおり、インデックス 0 (SHN_UNDEF) のセクションヘッダーは存在します (このインデックスが未定義セクション参照を示してもです)。このエントリは、以下のものを保持します。

表 7–13 セクションヘッダーのテーブルエントリ : インデックス 0

名前	値	注意
sh_name	0	名前が存在しない
sh_type	SHT_NULL	使用されない
sh_flags	0	フラグが存在しない
sh_addr	0	アドレスが存在しない
sh_offset	0	ファイルオフセットが存在しない
sh_size	0	サイズが存在しない
sh_link	SHN_UNDEF	リンク情報が存在しない
sh_info	0	補助情報が存在しない

表 7–13　セクションヘッダーのテーブルエントリ : インデックス 0　続く

名前	値	注意
sh_addralign	0	整列が存在しない
sh_entsize	0	エントリが存在しない

セクションヘッダーの sh_flags構成要素は、セクションの属性を記述する 1 ビットフラグを保持します。

表 7–14　セクションの属性のフラグ

名前	値
SHF_WRITE	0x1
SHF_ALLOC	0x2
SHF_EXECINSTR	0x4
SHF_ORDERED	0x40000000
SHF_EXCLUDE	0x80000000
SHF_MASKPROC	0xf0000000

sh_flags にフラグビットが設定されると、属性がセクションに対して「オン」になります。設定されない場合は、属性が「オフ」になるか、または適用されません。定義されていない属性は保留され、0 に設定されています。

SHF_WRITE

このセクションには、プロセス実行時に書き込み可能でなければならないデータが存在します。

SHF_ALLOC

このセクションは、プロセス実行時にメモリーを占めます。いくつかの制御セクションは、オブジェクトファイルのメモリーイメージに存在しません。この属性は、これらのセクションに対してオフです。

SHF_EXECINSTR

このセクションには、実行可能なマシン命令が存在します。

SHF_ORDERED

このセクションは、同じ型の他のセクションと順序付けられます。順序付けられるセクションは、sh_link エントリでポイントされるセクション内で結合されます。順序付けられるセクションの sh_link エントリは、自身を指し示すことがあります。

順序付けられるセクションの sh_info エントリが同一入力ファイル内の有効セクションの場合、順序付けられるセクションは、sh_info エントリでポイントされるセクションの出力ファイル内の相対順序付けに基づいて整列されます。特殊な sh_info 値である SHN_BEFORE または SHN_AFTER (表 7–11を参照) は、整列対象セクションが順序付け対象となる他のすべてのセクションの前または後に存在することを意味します。順序付けの対象となるセクションの複数にこれらの特殊値の 1 つが存在する場合、入力ファイルが指定された順序は保存されます。

sh_info 順序付け情報が存在しない場合、出力ファイルの 1 つのセクション内で結合される 1 つの入力ファイルからのセクションは連続的になり、入力ファイル内の相対順序付けと同じ相対順序付けになります。複数の入力ファイルからの場合は、リンクコマンドで指定された順序になります。

SHF_EXCLUDE

このセクションは、実行可能オブジェクトまたは共有オブジェクトのリンク編集への入力から除かれます。このフラグは、SHF_ALLOC フラグが設定されている場合、またはセクションに対する参照が存在する場合、無視されます。

SHF_MASKPROC

このマスクに存在するすべてのビットは、プロセッサ固有な使用方法に予約されます。

セクションヘッダーの 2 つの構成要素 sh_link と sh_info は、セクション型に従って特殊な情報を保持します。

表 7–15 sh_link と sh_info の解釈

sh_type	sh_link	sh_info
SHT_DYNAMIC	関連付けられている文字列テーブルのセクションヘッダーインデックス	0
SHT_HASH	関連付けられているシンボルテーブルのセクションヘッダーインデックス	0
SHT_REL SHT_RELA	関連付けられているシンボルテーブルのセクションヘッダーインデックス	再配置が適用されるセクションのセクションヘッダーインデックス。表 7–16 も参照
SHT_SYMTAB SHT_DYNSYM	関連付けられている文字列テーブルのセクションヘッダーインデックス	最後の局所シンボルのシンボルテーブルインデックスより 1 大きい (STB_LOCAL に対応する)
SHT_SUNW_move	関連付けられているシンボルテーブルのセクションヘッダーインデックス	0
SHT_SUNW_COMDAT	0	0
SHT_SUNW_syminfo	関連付けられているシンボルテーブルのセクションヘッダーインデックス	関連付けられている動的セクションのセクションヘッダーインデックス
SHT_SUNW_verdef	関連付けられている文字列テーブルのセクションヘッダーインデックス	セクション内のバージョン定義数
SHT_SUNW_verneed	関連付けられている文字列テーブルのセクションヘッダーインデックス	セクション内のバージョン依存数

表 7–15 sh_link と sh_info の解釈 続く

sh_type	sh_link	sh_info
SHT_SUNW_versym	関連付けられているシンボルテーブルのセクションヘッダーインデックス	0
other	SHN_UNDEF	0

特殊セクション

さまざまなセクションがプログラム情報と制御情報を保持します。以下の一覧表に示されているセクションはシステムで使用されますが、これらのセクションには一覧表で示されている型と属性が存在します。

表 7–16 特殊セクション

名前	型	属性
.bss	SHT_NOBITS	SHF_ALLOC + SHF_WRITE
.comment	SHT_PROGBITS	なし
.data	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC + SHF_WRITE
.data1	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC + SHF_WRITE
.dynamic	SHT_DYNAMIC	SHF_ALLOC + SHF_WRITE
.dynstr	SHT_STRTAB	SHF_ALLOC
.dynsym	SHT_DYNSYM	SHF_ALLOC
.fini	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC + SHF_EXECINSTR
.got	SHT_PROGBITS	272ページの「大域オフセットテーブル (プロセッサ固有)」を参照

表 7–16　特殊セクション　続く

名前	型	属性
.hash	SHT_HASH	SHF_ALLOC
.init	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC + SHF_EXECINSTR
.interp	SHT_PROGBITS	256ページの「プログラムインタプリタ」を参照
.note	SHT_NOTE	なし
.plt	SHT_PROGBITS	273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照
.rela	SHT_RELA	なし
.rel*name*	SHT_REL	212ページの「再配置」を参照
.rela*name*	SHT_RELA	212ページの「再配置」を参照
.rodata	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC
.rodata1	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC
.shstrtab	SHT_STRTAB	なし
.strtab	SHT_STRTAB	後続の .strtab 記述を参照
.symtab	SHT_SYMTAB	202ページの「シンボルテーブル」を参照
.text	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC + SHF_EXECINSTR
.SUNW_bss	SHT_NOBITS	SHF_ALLOC + SHF_WRITE
.SUNW_heap	SHT_PROGBITS	SHF_ALLOC + SHF_WRITE
.SUNW_move	SHT_SUNW_move	SHF_ALLOC

表 7–16 特殊セクション 続く

名前	型	属性
.SUNW_reloc	SHT_rel SHT_rela	SHF_ALLOC
.SUNW_syminfo	SHT_SUNW_syminfo	SHF_ALLOC
.SUNW_version	SHT_SUNW_verdef SHT_SUNW_verneed SHT_SUNW_versym	SHF_ALLOC

.bss

このセクションは、プログラムのメモリーイメージで使用される初期化されていないデータを保持します。システムは、プログラムが実行を開始すると 0 でデータを初期化することになっています。このセクションは、セクション型 SHT_NOBITS で示されているとおり、ファイルスペースを占めません。

.comment

このセクションは、コメント情報を保持します。

.data、.data1

これらのセクションは、プログラムのメモリーイメージに使用される初期化されているデータを保持します。

.dynamic

このセクションは、動的リンク情報を保持します。

.dynstr

このセクションは、動的リンクに必要な文字列 (最も一般的には、シンボルテーブルエントリに関連付けられている名前を表す文字列) を保持します。

`.dynsym`

このセクションは、動的リンクシンボルテーブルを保持します。詳細は、202ページの「シンボルテーブル」を参照してください。

`.fini`

このセクションは、プロセス終了時に使用される実行可能命令を保持します。つまり、プログラムが正常終了すると、システムはこのセクションの命令を実行できるようにします。

`.got`

このセクションは、大域オフセットテーブルを保持します。詳細は、272ページの「大域オフセットテーブル (プロセッサ固有)」を参照してください。

`.hash`

このセクションは、シンボルハッシュテーブルを保持します。詳細は、278ページの「ハッシュテーブル」を参照してください。

`.init`

このセクションは、プロセス初期化時に使用される実行可能命令を保持します。つまり、プログラムが実行を開始すると、システムはプログラム入り口点を呼び出す前にこのセクションの命令を実行できるようにします。

`.interp`

このセクションは、プログラムインタプリタのパス名を保持します。詳細は、256ページの「プログラムインタプリタ」を参照してください。

`.note`

このセクションは、237ページの「注釈セクション」に記述されている形式で情報を保持します。

`.plt`

このセクションは、手続きリンクテーブルを保持します。詳細は、273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照してください。

`.rela`

このセクションは、レジスタ再配置情報を保持します。

`.rel`*name*、`.rela`*name*

これらのセクションは、再配置情報 (212ページの「再配置」に記述されている) を保持します。再配置が存在する読み込み可能セグメントがファイルに存在する場合、これらのセクションの属性として SHF_ALLOC ビットがオンになります。そうでない場合、このビットはオフになります。慣例により、*name* は再配置が適用されるセクションの名前になります。したがって、.text の再配置セクションには、通常 .rel.text または .rela.text という名前が存在します。

`.rodata`、`.rodata1`

これらのセクションは、読み取り私用データを保持します。はこのデータは、一般にはプロセスイメージの書き込み不能セグメントに使用されます。詳細は、241ページの「プログラムヘッダー」を参照してください。

`.shstrtab`

このセクションは、セクション名を保持します。

`.strtab`

このセクションは、文字列 (最も一般的には、シンボルテーブルエントリに関連付けられている名前を表す文字列) を保持します。シンボル文字列テーブルが存在する読み込み可能セグメントがファイルに存在する場合、セクションの属性として SHF_ALLOC ビットがオンになります。そうでない場合、このビットはオフになります。

`.symtab`

このセクションは、202ページの「シンボルテーブル」に記述されているとおり、シンボルテーブルを保持します。シンボルテーブルが存在する読み込み可能セグメントがファイルに存在する場合、セクションの属性として SHF_ALLOC ビットがオンになります。そうでない場合、このビットはオフになります。

`.text`

このセクションは、プログラムの「テキスト」すなわち実行可能命令を保持します。

`.SUNW_bss`

このセクションは、プログラムのメモリーイメージで使用される、実行不能共有オブジェクトの部分的に初期化されたデータを保持します。データは実行時に初期化されます。このセクションは、セクション型 `SHT_NOBITS` で示されているとおり、ファイル領域を占めません。

`.SUNW_heap`

このセクションは、 `dldump(3X)` によって作成される動的実行可能プログラムのデータ領域 (ヒープ) を保持します。

`.SUNW_move`

このセクションは、部分的に初期化されたデータに関する追加情報を保持します。239ページの「移動セクション」を参照してください。

`.SUNW_reloc`

このセクションは、212ページの「再配置」で記述されているとおり、再配置情報を保持します。このセクションは再配置セクションが連結されたものであり、個々の再配置レコードに対するより良い参照の局所性を与えます。再配置レコード自身のオフセットのみが意味があり、したがって、セクション `sh_info` の値は 0 です。

`.SUNW_syminfo`

このセクションは、シンボルテーブルの追加情報を保持します。詳細は、210ページの「Syminfo テーブル」 を参照してください。

`.SUNW_version`

この名前を持つセクションは、バージョン情報を保持します。詳細は、231ページの「バージョン情報」を参照してください。

ドット (.) 接頭辞付きのセクション名はシステムにおいて予約されています。これらのセクションの既存の意味が満足できるものであれば、アプリケーションはこれらのセクションを使用できます。アプリケーションは、ドット (.) 接頭辞なしの名前を使用して、システムで予約されたセクションとの競合を回避することができます。オブジェクトファイル形式では、上記リストに記載されていないセクションが

定義できます。オブジェクトファイルには、同じ名前を持つ複数のセクションが存在できます。

プロセッサアーキテクチャに対して予約されるセクション名は、アーキテクチャ名の省略形をセクション名の前に入れることで作成されます。セクション名の前に、e_machine に対して使用されるアーキテクチャ名を入れる必要があります。たとえば、.Foo.psect は、FOO アーキテクチャで定義される psect セクションです。

既存の拡張セクションは、従来から使用されている名前をそのまま使用しています。

既存の拡張セクション

.conflict	.liblist	.lit8	.sdata
.debug	.line	.reginfo	.stab
.gptab	.lit4	.sbss	.tdesc

文字列テーブル

文字列テーブルセクションは、空文字 で終了する一連の文字 (一般に文字列と呼ばれている) を保持します。オブジェクトファイルは、これらの文字列を使用してシンボルとセクション名を表します。文字列は、文字列テーブルセクションへのインデックスとして参照されます。

先頭バイト (インデックス 0) は、空文字を保持します。同様に、文字列テーブルの最後のバイトは、空文字を保持します。したがって、すべての文字列はが確実に空文字で終了します。インデックスが 0 の文字列は、名前を指定しないかまたは空文字の名前を指定します (状況に依存する)。

空の文字列テーブルセクションが許されており、このセクションのセクションヘッダーの sh_size 構成要素に 0 が入ります。0 以外のインデックスは、空の文字列テーブルに対して無効です。

セクションヘッダーの sh_name 構成要素は、ELF ヘッダーの e_shstrndx 構成要素で示されているとおり、セクションヘッダー文字列テーブルセクションへのインデックスを保持します。次に示されている図は、25 バイトの文字列テーブルと、さまざまなインデックスに関連付けられている文字列を示しています。

インデックス	+0	+1	+2	+3	+4	+5	+6	+7	+8	+9
0	\0	n	a	m	e	.	\0	V	a	r
10	i	a	b	l	e	\0	a	b	l	e
20	\0	\0	x	x	\0					

図 7–4 文字列テーブル

下の表は、上に示した文字列テーブルの文字列を示しています。

表 7–17 文字列テーブルインデックス

インデックス	文字列
0	「なし」
1	name.
7	Variable
11	able
16	able
24	「空文字列」

例に示されているとおり、文字列テーブルインデックスはセクションのすべてのバイトを参照できます。文字列は 2 回以上現れることができ、部分文字列に対する参照は存在でき、単一文字列は複数回参照できます。参照されない文字列も許されます。

シンボルテーブル

オブジェクトファイルのシンボルテーブルは、プログラムのシンボル定義/参照の探索と再配置に必要な情報を保持します。シンボルテーブルインデックスは、この配列への添字です。インデックス 0 はシンボルテーブルの先頭エントリを指定し、また未定義シンボルインデックスとして機能します。先頭エントリの内容は、このセクションの後の方で記述します。

表 7–18 シンボルテーブルの先頭エントリ

名前	値
STN_UNDEF	0

シンボルテーブルエントリの形式 (sys/elf.h で定義されている) は、次のとおりです。

```
typedef struct {
        Elf32_Word      st_name;
        Elf32_Addr      st_value;
        Elf32_Word      st_size;
        unsigned char   st_info;
        unsigned char   st_other;
        Elf32_Half      st_shndx;
} Elf32_Sym;

typedef struct {
        Elf64_Word      st_name;
        unsigned char   st_info;
        unsigned char   st_other;
        Elf64_Half      st_shndx;
        Elf64_Addr      st_value;
        Elf64_Xword     st_size;
} Elf64_Sym;
```

st_name

この構成要素は、オブジェクトファイルのシンボル文字列テーブルへのインデックス (シンボル名の文字表現を保持する) を保持します。値が 0 以外の場合、その値はシンボル名を与える文字列テーブルインデックスを表します。値が 0 の場合、シンボルテーブルエントリに名前は存在しません。

注 - 外部 C シンボルは、C とオブジェクトファイルのシンボルテーブルにおいて同じ名前を持ちます。

st_value

この構成要素は、関連付けられているシンボルの値を与えます。この値は、絶対値やアドレスなど (状況に依存する) を表します。209ページの「シンボル値」を参照してください。

st_size

多くのシンボルは、関連付けられている大きさを持っています。たとえば、データオブジェクトのサイズは、データオブジェクトに存在するバイト数です。この構成要素は、シンボルが大きさを持っていない場合または大きさが不明な場合、0 を保持します。

st_info

この構成要素は、シンボルの種類と結び付けられる属性を指定します。値と意味のリストを以下に示します。次のコードは、値 (sys/elf.h で定義されている) の処理方法を示します。

```
#define ELF32_ST_BIND(i)            ((i) >> 4)
#define ELF32_ST_TYPE(i)            ((i) & 0xf)
#define ELF32_ST_INFO(b, t)         (((b)<<4)+((t)&0xf))

#define ELF64_ST_BIND(info)       ((info) >> 4)
#define ELF64_ST_TYPE(info)       ((info) & 0xf)
#define ELF64_ST_INFO(bind, type)   (((bind)<<4)+((type)&0xf))
```

st_other

この構成要素は現在 0 を保持しており、意味は定義されていません。

st_shndx

すべてのシンボルテーブルエントリは、何らかのセクションに関して定義されます。この構成要素は、該当するセクションヘッダーテーブルインデックスを保持します。いくつかのセクションインデックスは、特別な意味を示します。表 7–12 を参照してください。

シンボルの結び付けは、リンクの可視性と動作を決定します。

表 7–19 結び付け (ELF32_ST_BIND、ELF64_ST_BIND)

名前	値
STB_LOCAL	0
STB_GLOBAL	1

表 7–19　結び付け (ELF32_ST_BIND、ELF64_ST_BIND)　続く

名前	値
STB_WEAK	2
STB_LOPROC	13
STB_HIPROC	15

STB_LOCAL

局所シンボルは、局所シンボルの定義が存在するオブジェクトファイルの外部では見えません。同じ名前の局所シンボルは、互いに干渉することなく複数のファイルに存在できます。

STB_GLOBAL

大域シンボルは、結合されるすべてのオブジェクトファイルで見ることができます。あるファイルの大域シンボルの定義は、その大域シンボルへの別ファイルの未定義参照を解決します。

STB_WEAK

ウィークシンボルは大域シンボルに似ていますが、ウィークシンボルの定義の優先順位は大域シンボルの定義より低いです。

STB_LOPROC - STB_HIPROC

この範囲の値は、プロセッサ固有の使用方法に対して予約されます。

大域シンボルとウィークシンボルは、主に 2 つの点で異なります。

- リンカーは、いくつかの再配置可能オブジェクトファイルを結合するとき、同じ名前の STB_GLOBAL シンボルの複数の定義を許しない。一方、定義された大域シンボルが存在している場合、同じ名前のウィークシンボルが現れてもエラーは発生しない。リンカーは大域定義を使用し、弱い定義を無視する

  同様に、共通シンボルが存在している場合 (つまり、SHN_COMMON を保持している st_index フィールドが存在するシンボルが存在している場合)、同じ名前

のウィークシンボルが現れてもエラーは発生しない。リンカーは共通定義を使用し、弱い定義を無視する

- リンカーは、アーカイブライブラリ (14ページの「アーカイブ処理」を参照) を検索するとき、大域シンボル (未定義または一時的) の定義が存在するアーカイブ構成要素を抜き出す。構成要素の定義は、大域シンボルまたはウィークシンボル

  リンカーはデフォルトでは、未定義のウィークシンボルを解決するためのアーカイブ構成要素を抜き出さない。解決されていないウィークシンボルは、値 0 を持ち。`-z weakextract` を使用すると、このデフォルトの動作が無効になり、弱い参照がアーカイブ構成要素を抜き出すことができる。

各シンボルテーブルにおいて、`STB_LOCAL` 結び付きが存在するすべてのシンボルは、ウィークシンボルと大域シンボルの前に存在します。182ページの「セクション」に記述されているとおり、シンボルテーブルセクションの `sh_info` セクションヘッダー構成要素は、最初の局所的ではないシンボルに対するシンボルテーブルインデックスを保持します。

シンボルの種類は、関連付けられている実体に関する一般的分類を行います。

表 7–20 シンボルの種類 (`ELF32_ST_TYPE`、`ELF64_ST_TYPE`)

名前	値
STT_NOTYPE	0
STT_OBJECT	1
STT_FUNC	2
STT_SECTION	3
STT_FILE	4
STT_LOPROC	13
STT_SPARC_REGISTER	13
STT_HIPROC	15

STT_NOTYPE

シンボルの種類は指定されません。

STT_OBJECT

シンボルは、データオブジェクト (変数や配列など) と関連付けられています。

STT_FUNC

シンボルは、関数または他の実行可能コードに関連付けられています。

STT_SECTION

シンボルは、セクションに関連付けられています。この種類のシンボルテーブルエントリは主に再配置を行うために存在しており、通常、STB_LOCAL に結び付けられています。

STT_FILE

慣例により、シンボルの名前はオブジェクトファイルに対応するソースファイルの名前を与えます。ファイルシンボルは STB_LOCAL に結び付けられており、セクションインデックスは SHN_ABS であり、ファイルシンボル (存在する場合) はファイルの他の STB_LOCAL シンボルの前に存在します。SHT_SYMTAB のシンボルインデックス 1 は、ファイル自身を表す STT_FILE シンボルです。慣例により、この後にはファイルの STT_SECTION シンボルと、局所シンボルに短縮されている大域シンボルが続きます (詳細は、39ページの「シンボル範囲の縮小」と、第 5 章を参照してください。)

STT_LOPROC - STT_HIPROC

この範囲の値は、プロセッサ固有の使用方法に対して予約されます。

共有オブジェクトファイルの関数シンボル (STT_FUNC タイプが存在する) は、特別な意味を持っています。別のオブジェクトファイルが共有オブジェクトの関数を参照すると、リンカーは参照されるシンボルの手続きリンクテーブルエントリを自動的に作成します。STT_FUNC 以外のタイプの共有オブジェクトシンボルは、手続きリンクテーブルから自動的には参照されません。

シンボル値がセクション内の特定位置を参照すると、セクションインデックス構成要素 st_shndx は、セクションヘッダーテーブルへのインデックスを保持します。

再配置時にセクションが移動すると、シンボル値も変化し、シンボルへの参照はプログラム内の同じ位置を指し示し続けます。いくつかの特別なセクションインデックス値は、他の意味付けがされています。

SHN_ABS

シンボルは、絶対値 (再配置が行われても変化しない) を持ちます。

SHN_COMMON

シンボルは、割り当てられていない共通ブロックを示します。シンボル値は、セクションの sh_addralign 構成要素に類似した整列制約を与えます。つまり、リンカーは st_value の倍数のアドレスにシンボル記憶領域を割り当てます。シンボルの大きさは、必要なバイト数を示します。

SHN_UNDEF

このセクションテーブルインデックスは、シンボルが未定義であることを意味します。リンカーがこのオブジェクトファイルを、示されたシンボルを定義する他のオブジェクトファイルに結合すると、このシンボルに対するこのファイルの参照は実際の定義に結び付けられます。

前述したとおり、インデックス 0 (STN_UNDEF) のシンボルテーブルエントリは予約されています。このシンボルテーブルエントリは以下の値を保持します。

表 7–21 シンボルテーブルエントリ: インデックス 0

名前	値	注意
st_name	0	名前はない
st_value	0	値は 0
st_size	0	サイズはない
st_info	0	種類はない。局所結び付き
st_other	0	
st_shndx	SHN_UNDEF	セクションは存在しない

表 7–21 シンボルテーブルエントリ: インデックス 0 続く

シンボル値

異なる複数のオブジェクトファイル型のシンボルテーブルエントリは、st_value 構成要素に対してわずかに異なる解釈を持ちます。

- 再配置可能ファイルでは、st_value はセクションインデックスが SHN_COMMON であるシンボルに対する整列制約を保持する
- 再配置可能ファイルでは、st_value は定義されたシンボルに対するセクションオフセットを保持する。つまり、st_value は、st_shndx が識別するセクションの先頭からのオフセット
- 実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルでは、st_value は仮想アドレスを保持する。これらのファイルのシンボルを実行時リンカーに対してより有用にするために、セクションオフセット (ファイル解釈) の代わりに、セクション番号が無関係な仮想アドレス (ファイル解釈) が使用される

シンボルテーブル値は、異なる種類のオブジェクトファイルでも似た意味を持ちますが、適切なプログラムはデータに効率的にアクセスできます。

レジスタシンボル

SPARC アーキテクチャは、レジスタシンボル (大域レジスタを初期化するシンボル) をサポートします。レジスタシンボルに対するシンボルテーブルエントリには、以下の値が入ります。

表 7–22 シンボルテーブルエントリ: レジスタシンボル

フィールド	意味
st_name	シンボル名文字列テーブルへのインデックス。または 0 (スクラッチレジスタ)
st_value	レジスタ番号。整数レジスタの割り当てについては、ABI マニュアルを参照
st_size	未使用 (0)

表 7–22　シンボルテーブルエントリ: レジスタシンボル　続く

フィールド	意味
st_info	結び付きは標準的には STB_GLOBAL。種類は STT_SPARC_REGISTER でなければならない
st_other	未使用 (0)
st_shndx	SHN_ABS (このオブジェクトがこのレジスタシンボルを初期化する場合)。SHN_UNDEF (それ以外の場合)

表 7–23　SPARC レジスタ番号

名前	値	意味
STO_SPARC_REGISTER_G2	0x2	%g2
STO_SPARC_REGISTER_G3	0x3	%g3

特定の大域レジスタのエントリが存在しないことは、その特定の大域レジスタがオブジェクトで使用されないことを意味します。

Syminfo テーブル

このセクションには、Elf32_Syminfo 型または Elf64_Syminfo 型の複数のエントリが存在します。関連付けられているシンボルテーブルの各エントリ (sh_link) の 「.SUNW_syminfo」セクションには、1 つのエントリが存在します。このセクションがオブジェクトに存在している場合、関連付けられているシンボルテーブルからシンボルインデックスを取り出し、このシンボルインデックスを使ってこのセクションに存在する対応する Elf32_Syminfo または Elf64_Syminfo エントリを見つけることで、追加シンボル情報を見つけます。関連付けられているシンボルテーブルと、Syminfo テーブルには、必ず同じ数のエントリが存在します。インデックス 0 は、Syminfo テーブルの現バージョン (SYMINFO_CURRENT) を格納するために使用されます。シンボルテーブルエントリ 0 は必ず UNDEF シンボルテーブルエントリに対して予約されるので、矛盾は発生しません。

Elf32_Symfino エントリの形式は、以下のとおりです。

```
typedef struct {
    Elf32_Half  si_boundto; /* direct bindings - symbol bound to */
    Elf32_Half  si_flags;   /* per symbol flags */
} Elf32_Syminfo;

typedef struct {
    Elf64_Half  si_boundto; /* direct bindings - symbol bound to */
    Elf64_Half  si_flags;   /* per symbol flags */
} Elf64_Syminfo;
```

si_flags

これはビットフィールドであり、以下のフラグを設定できます。

表 7–24 Syminfo フラグ

名前	値	意味
SYMINFO_FLG_DIRECT	0x01	このシンボルは、オブジェクトに直接結び付けられる
SYMINFO_FLG_COPY	0x02	このシンボルは、コピー - 再配置を行った結果

si_boundto

sh_info フィールドで示される .dynamic セクションのエントリへのインデックス。このエントリは、DT_* (DT_NEEDED) エントリ (Syminfo エントリに関連付けられている動的オブジェクトを示す) を示します。次の 2 つのエントリは、si_boundto に対して予約されます。

表 7–25 si_boundto 予約値

名前	値	意味
SYMINFO_BT_SELF	0xffff	自己に結び付けられるシンボル
SYMINFO_BT_PARENT	0xfffe	親に結合されるシンボル。親は、この動的オブジェクトの読み込みを発生させる最初のオブジェクト

再配置

再配置は、記号参照を記号定義に関連付ける処理です。たとえば、プログラムが関数を呼び出すとき、関連付けられている呼び出し命令は、実行時に適切な宛先アドレスに制御を渡さなければなりません。つまり、再配置可能ファイルには、セクション内容の変更方法を示す情報が存在しなければなりません。その結果、実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルは、プロセスのプログラムイメージに関する正しい情報を保持できます。再配置エントリはこれらのデータを保持します。

再配置エントリは、以下の構造体 (`sys/elf.h` で定義されている) を持つことができます。

```
typedef struct {
        Elf32_Addr      r_offset;
        Elf32_Word      r_info;
} Elf32_Rel;

typedef struct {
        Elf32_Addr      r_offset;
        Elf32_Word      r_info;
        Elf32_Sword     r_addend;
} Elf32_Rela;

typedef struct {
        Elf64_Addr      r_offset;
        Elf64_Xword     r_info;
} Elf64_Rel;

typedef struct {
        Elf64_Addr      r_offset;
        Elf64_Xword     r_info;
        Elf64_Sxword    r_addend;
} Elf32_Rela;
```

`r_offset`

この構成要素は、再配置処理を適用する位置を与えます。再配置可能ファイルの場合、値はセクションの先頭から再配置の影響を受ける領域までのオフセットです。実行可能ファイルまたは共有オブジェクトの場合、値は再配置の影響を受ける領域の仮想アドレスです。

r_info

この構成要素は、再配置が行われなければならないシンボルテーブルインデックスと、適用される再配置の種類を与えます。たとえば、呼び出し命令の再配置エントリは、呼び出される関数のシンボルテーブルインデックスを保持します。インデックスが STN_UNDEF (未定義シンボルインデックス) の場合、再配置はシンボル値として 0 を使用します。再配置の種類はプロセッサに固有です。再配置の種類の動作は以下に記述します。以下のテキストが再配置エントリの再配置の種類またはシンボルテーブルインデックスを参照すると、それぞれ ELF32_R_TYPE または ELF32_R_SYM をエントリの r_info 構成要素に適用した結果が得られます。

```
#define ELF32_R_SYM(i)       ((i)>>8)
#define ELF32_R_TYPE(i)      ((unsigned char)(i))
#define ELF32_R_INFO(s, t)   (((s)<<8)+(unsigned char)(t))

#define ELF64_R_SYM(info)    ((info)>>32)
#define ELF64_R_TYPE(info)        ((Elf64_Word)(info))
#define
ELF64_R_INFO(sym, type)(((Elf64_Xword)(sym)<<32)+(Elf64_Xword)(type))
```

Elf64_Rel および Elf64_Rela 構造の場合、r_info フィールドはさらに 8 ビットの識別子と 24 ビットの付随的なデータに分割されます。

```
#define ELF64_R_TYPE_DATA(info) (((Elf64_Xword)(info)<<32)>>40)
#define ELF64_R_TYPE_ID(info)    (((Elf64_Xword)(info)<<56)>>56)
#define
ELF64_R_TYPE_INFO(data, type)(((Elf64_Xword)(data)<<8)+(Elf64_Xword)(type))
```

r_addend

この構成要素は、再配置可能フィールドに格納される値の計算に使用される定数加数を指定します。

前述したとおり、Elf32_Rela エントリにのみ明示的加数が存在します。Elf32_Rel エントリには、変更される位置に暗黙の加数が存在します。SPARC は Elf32_Rela エントリを使用し、x86 は Elf32_Rel エントリを使用し、SPARCV9 は Elf64_Rela エントリを使用します。

再配置セクションは、他の 2 つのセクション (シンボルテーブルと変更されるセクション) を参照します。セクションヘッダーの sh_info と sh_link 構成要素 (既出の182ページの「セクション」に記述されている) は、これらの関係を指定します。

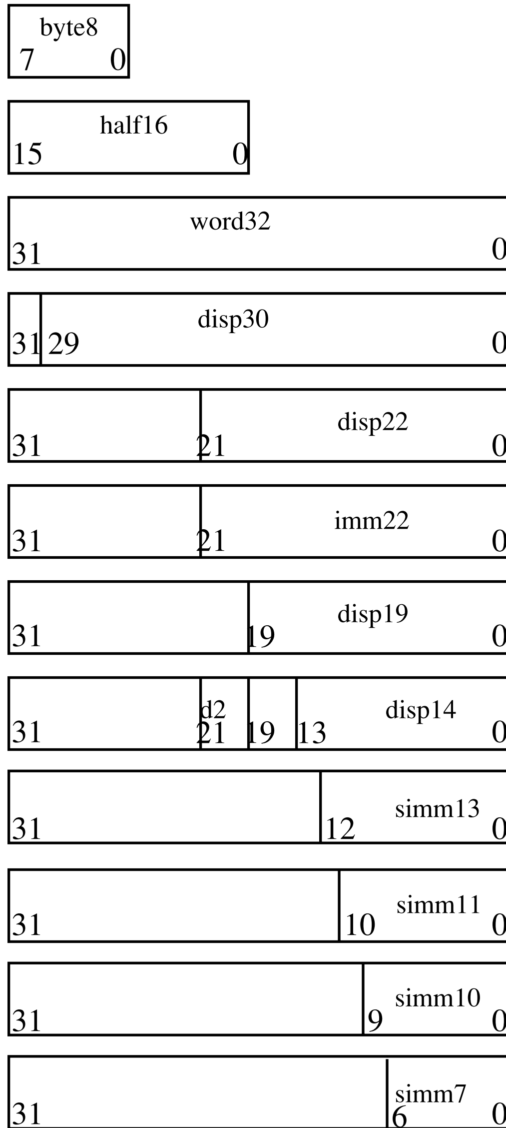
異なる複数のオブジェクトファイルに対する再配置エントリには、r_offset 構成要素に関してわずかに異なる解釈が存在します。

- 再配置可能ファイルでは r_offset は、セクションオフセットを保持する。つまり、再配置セクション自身はファイルの別セクションの変更方法を記述する。再配置オフセットは、2 番目のセクション内の領域を指定する
- 実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルでは、r_offset は仮想アドレスを保持する。これらのファイルの再配置エントリを実行時リンカーに対してより有用にするために、セクションオフセット (ファイル解釈) の代わりに、仮想アドレス (メモリー解釈) が使用される

r_offset の解釈は異なる複数のオブジェクトファイルでは変化し、その結果、関連プログラムによる効率的アクセスが可能になっていますが、再配置タイプの意味は変化しません。

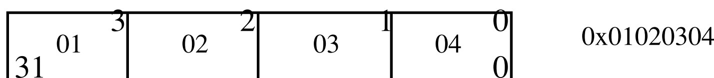
再配置型 (プロセッサ固有の)

SPARC の場合、再配置エントリは以下の命令/データフィールドの変更方法を記述します (ビット番号はボックスの下隅に表示される)。

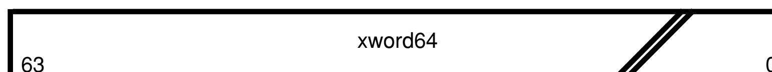


x86 の場合、再配置エントリは以下の命令/データフィールドの変更方法を記述します (ビット番号はボックスの下隅に表示される)。

word32 は、任意バイト整列が存在する 4 バイトを占める 32 ビットフィールドを指定します。これらの値は、x86 アーキテクチャにおける他のワード値と同じバイト順序を使用します。



SPARCV9 には、64 ビットワードフィールドが存在します。



以下の計算では、が再配置可能ファイルを実行可能プログラムまたは共有オブジェクトファイルに変換することが仮定されています。概念上、リンカーは 1 つまたは複数の再配置可能ファイルを併合して出力します。リンカーは、まず入力ファイルの結合/配置方法を決め、次にシンボル値を更新し、最後に再配置を行います。実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルに適用される再配置は類似しており、同じ結果を実現します。後述の説明では、以下の表記が使用されています。

A　　再配置可能フィールドの値を計算するために使用される加数を意味します。

B　　実行時に共有オブジェクトがメモリーに読み込まれる基底アドレスを意味します。一般に共有オブジェクトファイルは 0 基底仮想アドレスで作成されますが、実行アドレスは異なります。基底アドレスについては、241 ページの「プログラムヘッダー」を参照してください。

G　　実行時に再配置エントリのシンボルのアドレスが存在する「大域オフセットテーブル」へのオフセットを意味します。詳細は、272ページの「大域オフセットテーブル (プロセッサ固有)」を参照してください。

GOT　　「大域オフセットテーブル」のアドレスを意味します。詳細は、272ページの「大域オフセットテーブル (プロセッサ固有)」を参照してください。

L　　シンボルに対する「手続きリンクテーブル」エントリの位置 (セクションオフセットまたはアドレス) を意味します。手続きリンクテーブルエントリは、関数呼び出しを適切な宛先に変更します。リンカーは初期手続きリンク

	テーブルを作成し、実行時リンカーは実行時にエントリを変更します。詳細は、273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照してください。
P	再配置される領域の位置 (セクションオフセットまたはアドレス) (r_offset を使って計算される) を意味します。
S	インデックスが再配置エントリに存在するシンボルの値を意味します。

SPARC 再配置エントリは、バイト (byte8)、ハーフワード (half16)、またはワード (その他) に適用されます。x86 再配置エントリはワードに適用されます。どの場合も r_offset 値は、影響が与えられる領域の先頭バイトのオフセットまたは仮想アドレスを指定します。再配置タイプは、変更されるビットと、これらのビットの値の計算方法を指定します。

SPARC は明示的加数が存在する Elf32_Rela 再配置エントリのみを使用し、SPARCV9 は Elf64_Rela を使用します。したがって、r_addend 構成要素は再配置加数として機能します。x86 は Elf32_Rel 再配置エントリのみを使用し、再配置されるフィールドは加数を保持します。すべての場合において、加数と計算された結果は同じバイト順序を使用します。

SPARC: 再配置型

注 - 以下の表に示されているフィールド名は、再配置型がオーバーフローを検査するかどうかを通知します。計算される再配置値は意図したフィールドより大きい場合があり、再配置の型によっては値の適合を検証 (V) したり結果を切り捨てたり (T) することがあります。たとえば、V-simm13 は、計算された値が simm13 フィールドの外部に 0 以外の有意ビットを持つことがないことを意味します。

表 7–26 SPARC: 再配置型

名前	値	フィールド	計算
R_SPARC_NONE	0	なし	なし
R_SPARC_8	1	V-byte8	S + A
R_SPARC_16	2	V-half16	S + A

表 7–26 SPARC: 再配置型 続く

名前	値	フィールド	計算
R_SPARC_32	3	V-word32	S + A
R_SPARC_DISP8	4	V-byte8	S + A - P
R_SPARC_DISP16	5	V-half16	S + A - P
R_SPARC_DISP32	6	V-disp32	S + A - P
R_SPARC_WDISP30	7	V-disp30	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_WDISP22	8	V-disp22	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_HI22	9	T-imm22	(S + A) >> 10
R_SPARC_22	10	V-imm22	S + A
R_SPARC_13	11	V-simm13	S + A
R_SPARC_LO10	12	T-simm13	(S + A) & 0x3ff
R_SPARC_GOT10	13	T-simm13	G & 0x3ff
R_SPARC_GOT13	14	V-simm13	G
R_SPARC_GOT22	15	T-simm22	G >> 10
R_SPARC_PC10	16	T-simm13	(S + A - P) & 0x3ff
R_SPARC_PC22	17	V-disp22	(S + A - P) >> 10
R_SPARC_WPLT30	18	V-disp30	(L + A - P) >> 2
R_SPARC_COPY	19	なし	なし
R_SPARC_GLOB_DAT	20	V-word32	S + A
R_SPARC_JMP_SLOT	21	なし	R_SPARC_JMP_SLOT を参照

表 7–26 SPARC: 再配置型 続く

名前	値	フィールド	計算
R_SPARC_RELATIVE	22	V-word32	B + A
R_SPARC_UA32	23	V-word32	S + A
R_SPARC_PLT32	24	V-word32	L + A
R_SPARC_HIPLT22	25	T-imm22	(L + A) >> 10
R_SPARC_LOPLT10	26	T-simm13	(L + A) & 0x3ff
R_SPARC_PCPLT32	27	V-word32	L + A - P
R_SPARC_PCPLT22	28	V-disp22	(L + A - P) >> 10
R_SPARC_PCPLT10	29	V-simm13	(L + A - P) & 0x3ff
R_SPARC_10	30	V-simm10	S + A
R_SPARC_11	31	V-simm11	S + A
R_SPARC_WDISP16	40	V-d2/disp14	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_WDISP19	41	V-disp19	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_7	43	V-imm7	S + A
R_SPARC_5	44	V-imm5	S + A
R_SPARC_6	45	V-imm6	S + A

いくつかの再配置型には、単純な計算を超えた意味があります。

R_SPARC_GOT10

この再配置型は R_SPARC_LO10 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの大域オフセットテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_GOT13

この再配置型は R_SPARC_13 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの大域オフセットテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_GOT22

この再配置型は R_SPARC_22 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの大域オフセットテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_WPLT30

この再配置型は R_SPARC_WDISP30 に類似しています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの手続きリンクテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ手続きリンクテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_COPY

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、書き込み可能セグメントの位置を参照します。シンボルテーブルインデックスは、現オブジェクトファイルと共有オブジェクトの両方に存在する必要があるシンボルを指定します。実行時、実行時リンカーは共有オブジェクトのシンボルに関連付けられているデータを、オフセットで指定されている位置にコピーします。詳細は、108ページの「再配置のコピー」を参照してください。

R_SPARC_GLOB_DAT

この再配置型は R_SPARC_32 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型は大域オフセットテーブルエントリを、指定されたシンボルのアドレスに設定します。この特殊な再配置型を使うと、シンボルと大域オフセットテーブルエントリの対応付けを判定できます。

R_SPARC_JMP_SLOT

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、手続きリンクテーブルエントリの位置を与えます。実行時リンカーは、手続きリンクテーブルエントリを変更して指定シンボルアドレスに制御を渡します。

R_SPARC_RELATIVE

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、相対アドレスを表す値が存在する、共有オブジェクト内の位置を与えます。実行時リンカーは共有オブジェクトが読み込まれる仮想アドレスを相対アドレスに加算することで、対応する仮想アドレスを計算します。この型に対する再配置エントリは、シンボルテーブル インデックスに対して 0 を指定しなければなりません。

R_SPARC_UA32

この再配置型は R_SPARC_32 に似ていますが、整列されていないワードを参照する点が異なります。つまり、再配置されるワードは、任意整列が存在する 4 つの別個のバイトとして処理されなければなりません (アーキテクチャの要求に従って整列されるワードとしては処理されません)。

SPARC: 再配置型

注 - 次の表に示されているフィールド名は、再配置型がオーバーフローを検査するかどうかを通知します。計算される再配置値は意図したフィールドより大きい場合があり、再配置型によっては値の適合を検証 (V) したり結果を切り捨てたり (T) することがあります。たとえば、V-simm13 は、計算された値が simm13 フィールドの外部に 0 以外の有意ビットを持つことがないことを意味します。

表 7–27 SPARC: SPARCV9 用再配置型

名前	値	フィールド	計算
R_SPARC_NONE	0	なし	なし
R_SPARC_8	1	V-byte8	S + A

表 7–27 SPARC: SPARCV9 用再配置型 続く

名前	値	フィールド	計算
R_SPARC_16	2	V-half16	S + A
R_SPARC_32	3	V-word32	S + A
R_SPARC_DISP8	4	V-byte8	S + A - P
R_SPARC_DISP16	5	V-half16	S + A - P
R_SPARC_DISP32	6	V-disp32	S + A - P
R_SPARC_WDISP30	7	V-disp30	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_WDISP22	8	V-disp22	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_HI22	9	V-imm22	(S + A) >> 10
R_SPARC_22	10	V-imm22	S + A
R_SPARC_13	11	V-simm13	S + A
R_SPARC_LO10	12	T-simm13	(S + A) & 0x3ff
R_SPARC_GOT10	13	T-simm13	G & 0x3ff
R_SPARC_GOT13	14	V-simm13	G
R_SPARC_GOT22	15	T-simm22	G >> 10
R_SPARC_PC10	16	T-simm13	(S + A - P) & 0x3ff
R_SPARC_PC22	17	V-disp22	(S + A - P) >> 10
R_SPARC_WPLT30	18	V-disp30	(L + A - P) >> 2
R_SPARC_COPY	19	なし	なし
R_SPARC_GLOB_DAT	20	V-xword64	S + A

表 7–27 **SPARC:** SPARCV9 用再配置型 続く

名前	値	フィールド	計算
R_SPARC_JMP_SLOT	21	なし	R_SPARC_JMP_SLOT を参照
R_SPARC_RELATIVE	22	V-xword64	B + A
R_SPARC_UA32	23	V-word32	S + A
R_SPARC_PLT32	24	V-word32	L + A
R_SPARC_HIPLT22	25	T-imm22	(L + A) >> 10
R_SPARC_LOPLT10	26	T-simm13	(L + A) & 0x3ff
R_SPARC_PCPLT32	27	V-disp32	L + A - P
R_SPARC_PCPLT22	28	V-disp22	(L + A - P) >> 10
R_SPARC_PCPLT10	29	V-simm13	(L + A - P) & 0x3ff
R_SPARC_10	30	V-simm10	S + A
R_SPARC_11	31	V-simm11	S + A
R_SPARC_64	32	V-xword64	S + A
R_SPARC_OLO10	33	V-simm13	((S + A) & 0x3ff) + O
R_SPARC_HH22	34	V-imm22	(S + A) >> 42
R_SPARC_HM10	35	T-simm13	((S + A) >> 32) & 0x3ff
R_SPARC_LM22	36	T-imm22	(S + A) >> 10
R_SPARC_PC_HH22	37	V-imm22	(S + A - P) >> 42
R_SPARC_PC_HM10	38	T-simm13	((S + A - P) >> 32) & 0x3ff

表 7–27 SPARC: SPARCV9 用再配置型 続く

名前	値	フィールド	計算
R_SPARC_PC_LM22	39	T-imm22	(S + A - P) >> 10
R_SPARC_WDISP16	40	V-d2/disp14	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_WDISP19	41	V-disp19	(S + A - P) >> 2
R_SPARC_7	43	V-imm7	(S + A) & 0x7f
R_SPARC_5	44	V-imm5	(S + A) & 0x1f
R_SPARC_6	45	V-imm6	(S + A) & 0x3f
R_SPARC_DISP64	46	V-xword64	S + A - P
R_SPARC_PLT64	47	V-xword64	L + A
R_SPARC_HIX22	48	V-imm22	((S + A) ^ 0xffffffffffffffff) >> 10
R_SPARC_LOX10	49	T-simm13	((S + A) & 0x3ff) | 0x1c00
R_SPARC_H44	50	V-imm22	(S + A) >> 22
R_SPARC_M44	51	T-imm10	((S + A) >> 12) & 0x3ff
R_SPARC_L44	52	T-imm13	(S + A) & 0xfff
R_SPARC_REGISTER	53	V-xword64	S + A
R_SPARC_UA64	54	V-xword64	S + A
R_SPARC_UA16	55	V-half16	S + A

いくつかの再配置型には、単純な計算を超えた意味が存在します。

R_SPARC_GOT10

この再配置型は R_SPARC_LO10 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの大域オフセットテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_GOT13

この再配置型は R_SPARC_13 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの大域オフセットテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_GOT22

この再配置型は R_SPARC_22 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの大域オフセットテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_WPLT30

この再配置型は R_SPARC_WDISP30 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型はシンボルの手続きリンクテーブルエントリのアドレスを参照し、かつ手続きリンクテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_SPARC_COPY

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、書き込み可能セグメントの位置を参照します。シンボルテーブルインデックスは、現オブジェクトファイルと共有オブジェクトの両方に存在する必要があるシンボルを指定します。実行時、実行時リンカーは共有オブジェクトのシンボルに関連付けられているデータを、オフセットで指定されている位置にコピーします。詳細は、108ページの「再配置のコピー」を参照してください。

R_SPARC_GLOB_DAT

この再配置型は R_SPARC_64 に似ています。ただし、次の点が異なります。つまり、この再配置型は大域オフセットテーブルエントリを、指定されたシンボルのアドレスに設定します。この特殊な再配置型を使うと、シンボルと大域オフセットテーブルエントリの対応付けを判定できます。

R_SPARC_JMP_SLOT

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を作成します。この再配置型のオフセット構成要素は、手続きリンクテーブルエントリの位置を与えます。実行時リンカーは、手続きリンクテーブルエントリを変更して指定シンボルアドレスに制御を渡します。

R_SPARC_RELATIVE

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、相対アドレスを表す値が存在する、共有オブジェクト内の位置を与えます。実行時リンカーは共有オブジェクトが読み込まれる仮想アドレスを相対アドレスに加算することで、対応する仮想アドレスを計算します。この型に対する再配置エントリは、シンボルテーブルインデックスに対して 0 を指定しなければなりません。

R_SPARC_UA32

この再配置型は R_SPARC_32 に似ていますが、整列されていないワードを参照する点が異なります。つまり、再配置されるワードは、任意整列が存在する 4 つの別個のバイトとして処理されなければなりません (アーキテクチャの要求に従って整列されるワードとしては処理されません)。

R_SPARC_OLO10

この再配置型は R_SPARC_LO10 に似ていますが、符号付き 13 ビット即値フィールドを十分に使用するために余分なオフセットが追加される点が異なります。

R_SPARC_HH22

アセンブラは、"imm22-instruction ... %hh (absolute) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を使用します。

R_SPARC_HM10

アセンブラは、"simm13-instruction ... %hm (absolute) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を生成します。

R_SPARC_LM22

アセンブラは、"imm22-instruction ... %lm (absolute) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を使用します。この再配置型は R_SPARC_HI22 に似ていますが、妥当性検査ではなく切り捨てを行う点が異なります。

R_SPARC_PC_HH22

アセンブラは、"imm22-instruction ... %hh (pc-relative) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を使用します。

R_SPARC_PC_HM10

アセンブラは、"simm13-instruction ... %hm (pc-relative) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を生成します。

R_SPARC_PC_LM22

アセンブラは、"imm22-instruction ... %lm (pc-relative) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を使用します。この再配置型は R_SPARC_PC22 に似ていますが、妥当性検査ではなく切り捨てを行う点が異なります。

R_SPARC_7

アセンブラは 7 ビットソフトウェアトラップ番号に対してこの再配置型を使用します。

R_SPARC_HIX22

この再配置型は、64 ビットアドレス空間の最上位 4GB に限定される実行可能ファイルに対して R_SPARC_LOX10 と共に使用されます。R_SPARC_HI22 に似ていますが、リンク値の 1 の補数を与えます。

R_SPARC_LOX10

R_SPARC_HIX22 と共に使用されます。R_SPARC_LO10 に似ていますが、必ずリンク値のビット 10 からビット 12 までを設定します。

R_SPARC_H44

アセンブラは、"imm44-instruction ... %h44 (absolute) .." という形式の命令を認識すると、この再配置型を使用します。

R_SPARC_M44

アセンブラは、"imm44-instruction ... %m44 (absolute) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を生成します。

R_SPARC_L44

この再配置型は再配置型 R_SPARC_H44 および R_SPARC_M44 と共に使用され、44 ビット絶対アドレス指定モデルを生成します。アセンブラは、"imm44-instruction ... %l44 (absolute) ..." という形式の命令を認識すると、この再配置型を生成します。

R_SPARC_REGISTER

この再配置型は、レジスタシンボルを初期化するために使用されます。この再配置型のオフセット構成要素には、初期化されるレジスタ番号が存在します。SHN_ABS 型のこのレジスタには、対応するレジスタシンボルが存在しなければなりません。

x86: 再配置型

表 7–28 **x86:** 再配置型

名前	値	フィールド	計算
R_386_NONE	0	none	なし
R_386_32	1	word32	S + A
R_386_PC32	2	word32	S + A - P
R_386_GOT32	3	word32	G + A
R_386_PLT32	4	word32	L + A - P
R_386_COPY	5	なし	なし

表 7–28 x86: 再配置型 続く

名前	値	フィールド	計算
R_386_GLOB_DAT	6	word32	S
R_386_JMP_SLOT	7	word32	S
R_386_RELATIVE	8	word32	B + A
R_386_GOTOFF	9	word32	S + A - GOT
R_386_GOTPC	10	word32	GOT + A - P
R_386_32PLT	11	word32	L + A

いくつかの再配置型には、単純な計算を超えた意味が存在します。

R_386_GOT32

この再配置型は、大域オフセットテーブルの基底からシンボルの大域オフセットテーブルエントリまでの距離を計算します。この再配置型はまた、大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_386_PLT32

この再配置型はシンボルの手続きリンクテーブルエントリのアドレスを計算し、かつ手続きリンクテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_386_COPY

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、書き込み可能セグメントの位置を参照します。シンボルテーブルインデックスは、現オブジェクトファイルと共有オブジェクトの両方に存在する必要があるシンボルを指定します。実行時、実行時リンカーは共有オブジェクトのシンボルに関連付けられているデータを、オフセットで指定されている位置にコピーします。詳細は、108ページの「再配置のコピー」を参照してください。

R_386_GLOB_DAT

この再配置型は大域オフセットテーブルエントリを、指定されたシンボルのアドレスに設定します。この特殊な再配置型を使うと、シンボルと大域オフセットテーブルエントリの対応付けを判定できます。

R_386_JMP_SLOT

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、手続きリンクテーブルエントリの位置を与えます。実行時リンカーは、手続きリンクテーブルエントリを変更して指定シンボルアドレスに制御を渡します。

R_386_RELATIVE

リンカーは、動的リンクを行うためにこの再配置型を使用します。この再配置型のオフセット構成要素は、相対アドレスを表す値が存在する、共有オブジェクト内の位置を与えます。実行時リンカーは共有オブジェクトが読み込まれる仮想アドレスに相対アドレスを加算することで、対応する仮想アドレスを計算します。この型に対する再配置エントリは、シンボルテーブルインデックスに対して 0 を指定しなければなりません。

R_386_GOTOFF

この再配置型は、シンボルの値と大域オフセットテーブルのアドレスの差を計算します。この再配置型はまた、大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

R_386_GOTPC

この再配置型は R_386_PC32 に似ていますが、計算を行う際に大域オフセットテーブルのアドレスを使用する点が異なります。この再配置で参照されるシンボルは、通常 _GLOBAL_OFFSET_TABLE_ です。この再配置型はまた、大域オフセットテーブルを作成するようにリンカーに指示します。

COMDAT セクション

この種類のセクションは、セクション名 (sh_name) で一意に示されます。リンカーが、同じセクション名の SHT_SUNW_COMDAT 型の複数のセクションと出会うと、最

初のセクションが保持され、他のすべてのセクションは捨てられます。また、捨てられた SHT_SUNW_COMDAT セクションに適用されたすべての再配置は無視され、かつ捨てられたセクションで定義されたすべてのシンボルも保持されません。

また、リンカーはセクション命名規約をサポートします。このセクション命名規約は、コンパイラが –Xf オプションで呼び出されるとき、セクションの再順序付け (283ページの「セグメントの宣言」を参照) で使用されています。つまり、セクションが、.<funcname>%<sectname> という名前のセクションに入れられると、保持された最後の SHT_SUNW_COMDAT セクションが、.<sectname> で示されるセクションに合体します。この方法を使用すると、SHT_SUNW_COMDAT セクションを最終的に .text または .data または他のセクションに入れることができます。

バージョン情報

リンカーで作成されるオブジェクトには、2 つの型のバージョン情報が存在できます。

- 「バージョン定義」は大域シンボルとの関連付けを与え、SHT_SUNW_verdef および SHT_SUNW_versym 型のセクションを使用して実現される
- 「バージョン依存性」は他のオブジェクト依存性からのバージョン定義要求を示し、SHT_SUNW_verneed 型のセクションを使用して実現される

これらのセクションを形成する構造体は、sys/link.h で定義されます。バージョン情報が存在するセクションには、.SUNW_version という名前が付けられます。

バージョン定義セクション

このセクションは、SHT_SUNW_verdef 型で定義されます。このセクションが存在する場合、SHT_SUNW_versym セクションも存在しなければなりません。これら 2 つの構造体を使用することで、シンボルとバージョン定義の関連付けがファイル内で維持されます (詳細は、118ページの「バージョン定義の作成」を参照してください)。このセクションの要素の構造体は、以下のとおりです。

```
typedef struct {
        Elf32_Half      vd_version;
        Elf32_Half      vd_flags;
        Elf32_Half      vd_ndx;
        Elf32_Half      vd_cnt;
        Elf32_Word      vd_hash;
        Elf32_Word      vd_aux;
```

(続く)

```
        Elf32_Word      vd_next;
} Elf32_Verdef;

typedef struct {
        Elf32_Word      vda_name;
        Elf32_Word      vda_next;
} Elf32_Verdaux;

typedef struct {
        Elf64_Half      vd_version;
        Elf64_Half      vd_flags;
        Elf64_Half      vd_ndx;
        Elf64_Half      vd_cnt;
        Elf64_Word      vd_hash;
        Elf64_Word      vd_aux;
        Elf64_Word      vd_next;
} Elf64_Verdef;

typedef struct {
        Elf64_Word      vda_name;
        Elf64_Word      vda_next;
} Elf64_Verdaux;
```

vd_version

この構成要素は、構造体自身のバージョンを示します。

表 7–29 バージョン定義構造のバージョン

名前	値	意味
VER_DEF_NONE	0	無効バージョン
VER_DEF_CURRENT	>=1	現バージョン

値 1 は最初のセクション形式を示し、拡張した場合は番号を大きくします。VER_DEF_CURRENT の値は、現バージョン番号を示すために必要に応じて変化します。

vd_flags

この構成要素は、バージョン定義に固有の情報を保持します。

表 7–30 バージョン定義セクションのフラグ

名前	値	意味
VER_FLG_BASE	0x1	ファイル自身のバージョン定義
VER_FLG_WEAK	0x2	ウィークバージョン識別子

基底バージョン定義は、バージョン定義またはシンボルの自動短縮簡約がファイルに適用されている場合、必ず存在します。基底バージョンは、ファイルの予約されたシンボルに対してデフォルトのバージョンを与えます (43ページの「出力イメージの生成」を参照してください)。ウィークバージョン定義には、関連付けられているシンボルは存在しません (詳細は、121ページの「ウィークバージョン定義の作成」を参照してください)。

vd_ndx

この構成要素は、バージョンインデックスを保持します。各バージョン定義には、SHT_SUNW_versym エントリを適切なバージョン定義に関連付ける一意のインデックスが存在します。

vd_cnt

この構成要素は、Elf32_Verdaux 配列の要素数を示します。

vd_hash

この構成要素は、バージョン定義名の値を保持します (この値は、278ページの「ハッシュテーブル」に記述されているハッシング機能で生成されます)。

vd_aux

この構成要素は、この Elf32_Verdef エントリの先頭からバージョン定義名の Elf32_Verdaux 配列までのバイトオフセットを保持します。配列の先頭要素は存在しなければならず、この構造体が定義するバージョン定義文字列を指し示します。追加要素は存在することができ、また番号は vd_cnt 値で示されます。これらの要素は、このバージョン定義の依存関係を表します。これらの依存関係の各々は、独自のバージョン定義構造体を持っています。

vd_next

この構成要素は、この Elf32_Verdef 構造体の先頭から次の Elf32_Verdef エントリまでのバイトオフセットを保持します。

vda_name

この構成要素は、空文字で終わっている文字列への文字列テーブルオフセットを保持し、バージョン定義名を与えます。

vda_next

この構成要素は、この Elf32_Verdaux エントリの先頭から次の Elf32_Verdaux エントリまでのバイトオフセットを保持します。

バージョンシンボルセクション

このセクションは SHT_SUNW_versym 型で定義されており、以下の構造を持つ要素配列からなります。

```
typedef Elf32_Half      Elf32_Versym;
typedef Elf64_Half      Elf64_Versym;
```

配列の要素数は、関連付けられているシンボルテーブルに存在するシンボルテーブルエントリ数 (セクション sh_link 値で決定される) に等しくなければなりません。配列の各要素には 1 つのインデックスが存在し、このインデックスは次の値をとることができます。

表 7–31 バージョン依存インデックス

名前	値	意味
VER_NDX_LOCAL	0	シンボルに局所適用範囲が存在する。
VER_NDX_GLOBAL	1	シンボルに大域適用範囲 (基底バージョン定義に割り当てられる) が存在する
	>1	シンボルに大域適用範囲 (ユーザ定義バージョン定義に割り当てられる) が存在する

VER_NDX_GLOBAL より大きいインデックス値は、SHT_SUNW_verdef セクションのエントリの vd_ndx 値に一致しなければなりません。VER_NDX_GLOBAL より大きいインデックス値が存在しない場合、SHT_SUNW_verdef セクションが存在する必要はありません。

バージョン依存セクション

このセクションは、SHT_SUNW_verneed 型で定義されます。このセクションは、ファイルの動的依存性から要求されるバージョン定義を示すことで、ファイルの動的依存性要求を補足します。依存性にバージョン定義が存在する場合のみ、記録がこのセクションにおいて行われます。このセクションの要素の構造体は、次のとおりです。

```
typedef struct {
        Elf32_Half      vn_version;
        Elf32_Half      vn_cnt;
        Elf32_Word      vn_file;
        Elf32_Word      vn_aux;
        Elf32_Word      vn_next;
} Elf32_Verneed;

typedef struct {
        Elf32_Word      vna_hash;
        Elf32_Half      vna_flags;
        Elf32_Half      vna_other;
        Elf32_Word      vna_name;
        Elf32_Word      vna_next;
} Elf32_Vernaux;

typedef struct {
        Elf64_Half      vn_version;
        Elf64_Half      vn_cnt;
        Elf64_Word      vn_file;
        Elf64_Word      vn_aux;
        Elf64_Word      vn_next;
} Elf64_Verneed;

typedef struct {
        Elf64_Word      vna_hash;
        Elf64_Half      vna_flags;
        Elf64_Half      vna_other;
        Elf64_Word      vna_name;
        Elf64_Word      vna_next;
} Elf64_Vernaux;
```

vn_version

この構成要素は、構造体自身のバージョンを示します。

表 7–32　バージョン依存構造体のバージョン

名前	値	意味
VER_NEED_NONE	0	無効バージョン
VER_NEED_CURRENT	>=1	現バージョン

値 1 は最初のセクション形式を示し、拡張した場合は番号を大きくします。VER_NEED_CURRENT の値は、現バージョン番号を示すために必要に応じて変化します。

vn_cnt

この構成要素は、Elf32_Vernaux 配列の要素数を示します。

vn_file

この構成要素は、空文字で終わっている文字列への文字列テーブルオフセットを保持し、バージョン依存性が存在するファイル名を与えます。この名前は、ファイルに存在する .dynamic 依存性 (258ページの「動的セクション」を参照) のどれかに一致します。

vn_aux

この構成要素は、この Elf32_Verneed エントリの先頭から、関連付けられているファイル依存性から要求されるバージョン定義の Elf32_Vernaux 配列までのバイトオフセットを保持します。少なくとも 1 つのバージョン依存性が存在しなければなりません。追加バージョン依存性は存在することができ、また番号は vn_cnt 値で示されます。

vn_next

この構成要素は、この Elf32_Verneed エントリの先頭から次の Elf32_Verneed エントリまでのバイトオフセットを保持します。

vna_hash

この構成要素は、バージョン依存性の名前のハッシュ値を保持します (この値は、278ページの「ハッシュテーブル」に記述されているハッシュ関数で生成されます)。

vna_flags

この構成要素は、バージョン依存性に固有の情報を保持します。

表 7–33 バージョン依存構造のフラグ

名前	値	意味
VER_FLG_WEAK	0x2	ウィークバージョン識別子

ウィークバージョン依存性は、ウィークバージョン定義への最初の結び付きを示します。詳細は、118ページの「バージョン定義の作成」を参照してください。

vna_other

この構成要素は現在、使用されていません。

vna_name

この構成要素は、空文字で終わっている文字列への文字列テーブルオフセットを保持し、バージョン依存性の名前を与えます。

vna_next

この構成要素は、この Elf32_Vernaux エントリの先頭から次の Elf32_Vernaux エントリまでのバイトオフセットを保持します。

注釈セクション

ソフトウェアを開発して販売する場合、オブジェクトファイルに特別な情報を付加して、他のプログラムから準拠性や互換性などを確認できるようにしたいことがあります。SHT_NOTE 型のセクションと PT_NOTE 型のプログラムヘッダー要素は、この目的に対して使用できます。

セクションとプログラムヘッダー要素での注釈情報は任意の数のエントリを保持し、これらの各エントリは対象プロセッサの形式になっている 4 バイトワードの配列です。注釈情報の構造についての説明を容易にするためにラベルを図 7-5 に示します。ただし、ラベルは規約の一部ではありません。

namesz
descsz
type
name . . .
desc . . .

図 7–5　注釈の情報

`namesz` と `name`

`name` の先頭 `namesz` バイトには、エントリの所有者または作者を示す、空文字 で終わっている文字列が存在します。名前の競合を回避するための正式な機構は存在しません。慣例では、ベンダーは識別子として自身の名前 (“XYZ Computer Company” など) を使用します。`name` が存在しない場合、`namesz` は 0 になります。`name` の領域は、パッドを使用して、4 バイトに整列します。必要であれば `namesz` は、パッドの長さを含みません。

`descsz` と `desc`

`desc` の先頭 `descsz` バイトは、注釈記述を保持します。注釈の記述が存在しない場合、`descsz` は 0 になります。`desc` の領域は、必要であればパッドを使用して、4 バイトに整列します。`descsz` はパットの長さを含みません。

`type`

このワードは注釈の記述の解釈方法を示します。各エントリの作者は、自分で種類を管理しますので、1 つの `type` 値に関して複数の解釈が存在することがあります。したがって、注釈の記述を認識するには、name と `type` の両方を認識しなければなりません。type は現在、負でない値でなければなりません。

たとえば、以下の注釈のセグメントは 2 つのエントリを保持しています。

	+0	+1	+2	+3	
namesz	7				
descsz	0				記述なし
type	1				
name	X	Y	Z		
	C	o	\0	pad	
namesz	7				
descsz	8				
type	3				
name	X	Y	Z		
	C	o	\0	pad	
desc	word0				
	word1				

図 7–6 注釈セグメントの例

注 - システムは注釈情報 (名前が存在せず (`namesz==0`)、名前の長さが 0 (`name[0]=='\0'`) を予約していますが、現在、type を全く定義していません。他のすべての名前には、少なくとも 1 つの空ではない文字が存在しなければなりません。

移動セクション

非常に大きい配列の要素が初期化されると、その配列全体のデータがオブジェクトファイルに書き込まれます。再配置可能オブジェクトファイルまたは実行可能ファイルのサイズは、非常に大きくなることがあります。`SHT_SUNW_move` セクションは、このようなファイルを圧縮するために導入されています。

コンパイラまたはリンカーで作成されるオブジェクトには、部分的に初期化されたシンボルに対して移動セクションが存在することがあります。このセクションは、`SHT_SUNW_move` 型で定義されます。このセクションには、`ELF32_Move`/`Elf64_Move` 型の複数のエントリが存在します。これらのエントリは以下のように定義されます。

```
typedef struct {
        Elf32_Lword   m_value;
        Elf32_Word      m_info;
        Elf32_Word      m_poffset;
        Elf32_Half      m_repeat;
        Elf32_Half      m_stride;
} Elf32_Move;

#define ELF32_M_SYM(info)       ((info)>>8)
#define ELF32_M_SIZE(info)      ((unsigned char)(info))
#define ELF32_M_INFO(sym, size) (((sym)<<8)+(unsigned char)(size))

typedef struct {
        Elf64_Lword     m_value;
        Elf64_Xword     m_info;
        Elf64_Xword     m_poffset;
        Elf64_Half      m_repeat;
        Elf64_Half      m_stride;
} Elf64_Move;
#define ELF64_M_SYM(info)       ((info)>>8)
#define ELF64_M_SIZE(info)      ((unsigned char)(info))
#define ELF64_M_INFO(sym, size) (((sym)<<8)+(unsigned char)(size))
```

`m_poffset` これは、シンボルからの相対オフセットです。

`m_info` この構成要素は、移動を行わなければならないシンボルテーブルインデックスと、移動されるオブジェクトの大きさ (単位: バイト) を与えます。構成要素の下位 8 ビットは大きさを保持し、上位バイトはシンボルインデックスを保持します。大きさは、1、2、4、または 8 です。

`m_repeat` この構成要素は、繰り返し回数です。

`m_stride` この構成要素は、1 つのオブジェクトを初期化するごとに飛び越えるオブジェクトの数を示します。この値が 0 の場合、初期化を `m_repeat` 回数連続して行うことを意味します。

`m_value` この構成要素は、初期化値です。

動的リンク

このセクションは、オブジェクトファイル情報と、プログラムの実行イメージを作成するシステム動作を記述します。ここに記述されているいくつかの情報はすべてのシステムに適用され、プロセッサに固有の情報はその旨が示されたセクションに存在します。

実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルは、プログラムを静的に表現します。このようなプログラムを実行するためには、システムはこれらのファイルを使用して動的なプログラムの表現、すなわちプロセスイメージを作成します。プロセスイメージには、テキスト、データ、スタックなどが存在するセグメントが存在します。この項の主な細目は以下のとおりです。

- 241ページの「プログラムヘッダー」では、プログラム実行に直接関係するオブジェクトファイルの構造を記述する。重要なデータ構造体であるプログラムヘッダーテーブルは、ファイル内のセグメントイメージの位置を示す。また、このプログラムヘッダーテーブルは、プログラムのメモリーイメージの作成に必要な他の情報が存在する
- 249ページの「プログラムの読み込み (プロセッサ固有)」では、メモリーにプログラムを読み込むために使用する情報を記述する
- 256ページの「実行時リンカー」では、プロセスイメージのオブジェクトファイル間でシンボル参照を指定・解決するために使用する情報を記述する

プログラムヘッダー

実行可能オブジェクトファイルまたは共有オブジェクトファイルのプログラムヘッダーテーブルは、構造体の配列です (各構造体は、実行されるプログラムを作成するためにシステムが必要とするセグメントやその他の情報を記述します) 。各オブジェクトファイルセグメントには、248ページの「セグメントの内容」に記述されているとおり、1 つまたは複数のセクションが存在します。

プログラムヘッダーは、実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルに対してのみ意味があります。プログラムヘッダーサイズは、ELF ヘッダーの `e_phentsize` 構成要素と `e_phnum` 構成要素で指定されます。詳細は、173ページの「ELF ヘッダー」を参照してください。

プログラムヘッダーの構造体 (`sys/elf.h` で定義されている) は、次のとおりです。

```
typedef struct {
        Elf32_Word      p_type;
        Elf32_Off       p_offset;
        Elf32_Addr      p_vaddr;
        Elf32_Addr      p_paddr;
        Elf32_Word      p_filesz;
        Elf32_Word      p_memsz;
        Elf32_Word      p_flags;
        Elf32_Word      p_align;
} Elf32_Phdr;

typedef struct {
        Elf64_Word      p_type;
        Elf64_Word      p_flags;
        Elf64_Off       p_offset;
        Elf64_Addr      p_vaddr;
        Elf64_Addr      p_paddr;
        Elf64_Xword     p_filesz;
        Elf64_Xword     p_memsz;
        Elf64_Xword     p_align;
} Elf64_Phdr;
```

p_type

この構成要素は、この配列要素が記述するセグメント型、または配列要素の情報の解釈方法を与えます。型の値とその意味は、表 7–34 を参照してください。

p_offset

この構成要素は、ファイルの先頭から、セグメントの先頭バイトが存在する位置までのオフセットを与えます。

p_vaddr

この構成要素は、セグメントの先頭バイトが存在するメモリーの仮想アドレスを与えます。

p_paddr

物理アドレス指定が妥当であるシステムの場合、この構成要素はセグメントの物理アドレスに対して使用されます。本システムはアプリケーションプログラムに対して物理アドレス指定を無視するので、この構成要素には実行可能ファイルと共有オブジェクトに対する指定されていない内容が存在します。

p_filesz

この構成要素は、セグメントのファイルイメージのバイト数を与えます。この構成要素は 0 の場合もあります。

p_memsz

この構成要素は、セグメントのメモリーイメージのバイト数を与えます。この構成要素は 0 の場合もあります。

p_flags

この構成要素は、セグメントに関係するフラグを与えます。定義されているフラグ値は、表 7–34 のとおりです。

p_align

249ページの「プログラムの読み込み (プロセッサ固有)」に記述されているとおり、読み込み可能なプロセスセグメントには、ページサイズを法として p_vaddr と p_offset に対して同じ値が存在しなければなりません。この構成要素は、セグメントがメモリーとファイルにおいて整列される値を与えます。値 0 と 1 は、整列が必要ないことを意味します。その他の値の場合、p_align は 2 の正整数累乗でなければならず、また p_vaddr は p_align を法として p_offset に等しくなければなりません。

いくつかのエントリはプロセスセグメントを記述しますが、それ以外のエントリは補足情報を与え、プロセスイメージには関与しません。セグメントエントリが現れる順序は、以下に明確に記されている場合を除き、任意です。定義されている型の値は、次のとおりです。他の値は、将来における使用に備えて保留されます。

表 7–34 セグメント型、p_type

名前	値
PT_NULL	0
PT_LOAD	1
PT_DYNAMIC	2

表 7–34 セグメント型、p_type 続く

名前	値
PT_INTERP	3
PT_NOTE	4
PT_SHLIB	5
PT_PHDR	6
PT_LOSUNW	0x6ffffffa
PT_SUNWBSS	0x6ffffffa
PT_HISUNW	0x6fffffff
PT_LOPROC	0x70000000
PT_HIPROC	0x7fffffff

PT_NULL

この配列要素は使用されていません。他の構成要素の値は不定です。この型を使用すると、プログラムヘッダーテーブルに、無視されるエントリを入れることができます。

PT_LOAD

この配列要素は、p_filesz と p_memsz で記述される読み込み可能セグメントを指定します。ファイルのバイト列は、メモリーセグメントの先頭に対応付けされます。セグメントのメモリーサイズ (p_memsz) がファイルサイズ (p_filesz) より大きい場合、不足するバイトは、値 0 を保持しセグメントの初期化領域に続くように定義されます。ファイルサイズがメモリーサイズより大きくなることは許されません。プログラムヘッダーテーブルの読み込み可能セグメントエントリは、p_vaddr 構成要素で整列され、昇順に現れます。

PT_DYNAMIC

この配列要素は、動的リンク情報を指定します。詳細は、258ページの「動的セクション」を参照してください。

PT_INTERP

この配列要素は、インタプリタとして呼び出される、空文字で終了しているパス名の位置とサイズを指定します。このセグメント型は、実行可能ファイルに対してのみ意味があります (ただし、共有オブジェクトに対しても指定されることがあります)。このセグメント型は、ファイル内で複数存在することはできません。このセグメントタイプが存在する場合、このセグメント型は読み込み可能セグメントエントリの前に存在しなければなりません。詳細は、256ページの「プログラムインタプリタ」を参照してください。

PT_NOTE

この配列要素は、補助情報の位置と大きさを指定します。詳細は、237ページの「注釈セクション」を参照してください。

PT_SHLIB

このセグメント型は予約されますが、解釈の方法は定義されていません。

PT_PHDR

この配列要素が存在する場合、この配列要素は、プログラムヘッダーテーブル自身の、ファイルとプログラムのメモリーイメージにおける位置と大きさを指定します。このセグメント型は、ファイル内で複数存在することはできません。また、このセグメント型は、プログラムヘッダーテーブルがプログラムのメモリーイメージの一部になる場合に限り存在できます。このセグメント型が存在する場合、このセグメント型は読み込み可能セグメントエントリの前に存在しなければなりません。詳細は、256ページの「プログラムインタプリタ」を参照してください。

PT_LOSUNW - PT_HISUNW

この範囲の値は、Sun 固有の解釈方法に対して予約されます。現在、PT_SUNWBSS がこの範囲に存在します。

PT_SUNWBSS

この配列要素は、PT_LOAD 要素と同じです。この配列要素は、.SUNW_bss に対して記述されているセクションのセグメントを保持するために使用されます。

PT_LOPROC - PT_HIPROC

この範囲の値は、プロセッサ固有の解釈方法に対して予約されます。

注 - 他の箇所で特に要求されない限り、すべてのプログラムヘッダーセグメントタイプはそれぞれ存在することもありますし、存在しないこともあります。つまり、ファイルのプログラムヘッダーテーブルには、このプログラムの内容に関係する要素のみが存在できます。

基底アドレス

実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルには、基底アドレス (プログラムのオブジェクトファイルのメモリーイメージに関連付けられている最下位仮想アドレス) が存在します。基底アドレスは、たとえば動的リンク時にプログラムのメモリーイメージを再配置するために使用されます。

実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルの基底アドレスは、実行時に 3 つの値 (プログラムの読み込み可能セグメントのメモリー読み込みアドレス、最大ページサイズ、最下位仮想アドレス) から計算されます。249ページの「プログラムの読み込み (プロセッサ固有)」に記述されているとおり、プログラムヘッダーの仮想アドレスは、プログラムのメモリーイメージの実際の仮想アドレスを表さないことがあります。

基底アドレスを計算するには、PT_LOAD セグメントの最下位 p_vaddr 値に関連付けられているメモリーアドレスを判定します。次に、メモリーアドレスを最大ページサイズの最近倍数に切り捨てることで、基底アドレスが求められます。メモリーに読み込まれるファイルの型によって、メモリーアドレスは p_vaddr 値に一致する場合もあれば、一致しない場合もあります。

セグメントへのアクセス権

システムで読み込まれるプログラムには、少なくとも 1 つの読み込み可能セグメントが存在しなければなりません (ただし、このことはファイル形式では要求されていません)。システムは、読み込み可能セグメントのメモリーイメージを作成すると

き、p_flags 構成要素で指定されるアクセス権を与えます。PF_MASKPROC マスクのすべてのビットは、プロセッサ固有の解釈方法に対して予約されます。

表 7–35 セグメントフラグビット、p_flags

名前	値	意味
PF_X	0x1	実行
PF_W	0x2	書き込み
PF_R	0x4	読み取り
PF_MASKPROC	0xf0000000	指定されていない

アクセス権ビットが 0 の場合、その種類のアクセスは拒否されます。実際のメモリーアクセス権は、メモリー管理ユニット (システムによって異なることがある) に依存します。すべてのフラグ組み合わせが有効ですが、システムは要求以上のアクセスを与えることがあります。ただしどんな場合も、特に断りが明示的に記述されていない限り、セグメントは書き込み権を持ちません。次の表は、正確なフラグ解釈と許容されるフラグ解釈を示しています。

表 7–36 セグメントへのアクセス権

	値	正確なフラグ解釈	許容されるフラグ解釈
なし	0	すべてのアクセスが拒否される	すべてのアクセスが拒否される
PF_X	1	実行のみ	読み取り、実行
PF_W	2	書き込みのみ	読み取り、書き込み、実行
PF_W+PF_X	3	書き込み、実行	読み取り、書き込み、実行
PF_R	4	読み取りのみ	読み取り、実行
PF_R+PF_X	5	読み取り、実行	読み取り、実行

表 7–36 セグメントへのアクセス権 続く

	値	正確なフラグ解釈	許容されるフラグ解釈
PF_R+PF_W	6	読み取り、書き込み	読み取り、書き込み、実行
PF_R+PF_W+PF_X	7	読み取り、書き込み、実行	読み取り、書き込み、実行

たとえば、標準的なテキストセグメントは読み取り権と実行権を持っていますが、書き込み権は持っていません。データセグメントは通常、読み取り権、書き込み権、および実行権を持っています。

セグメントの内容

オブジェクトファイルセグメントには、1 つまたは複数のセクションが存在します。ただし、プログラムヘッダーはこの事実には関与しません。ファイルセグメントに 1 つのセクションが存在するか複数のセクションが存在するかもまた、プログラム読み込み時に重要ではありません。しかし、さまざまなデータが、プログラム実行時や動的リンク時などには存在しなければなりません。セグメント内のセクションの順序と帰属関係は、異なることがあります。また、プロセッサによっては、固有の制約により、以下の例と異なることがあります。

テキストセグメントのセクション (この章の初めのほうで記述されている) には、読み専用命令/データが存在します。データセグメントには、書き込み可能データ/命令が存在します。すべての特殊セクションの一覧については、表 7–16 を参照してください。特定の実行可能ファイルに存在しているセクションを確認するには、dump(1) を使用してください。

PT_DYNAMIC プログラムヘッダー要素は、後出の 258ページの「動的セクション」で説明されているとおり、.dynamic セクションを指し示します。さらに、.got セクションと .plt セクションには、位置に依存しないコードと動的リンクに関係する情報が存在します。

.pltは、テキストセグメントまたはデータセグメントに存在できます (どちらのセグメントに存在するかはプロセッサに依存します)。詳細は、272ページの「大域オフセットテーブル (プロセッサ固有)」と273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照してください。

表 7–12 にすでに記述されているとおり、.bss セクションには SHT_NOBITS 型が存在します。このセクションはファイル領域を占めませんが、セグメントのメモリーイメージに与えられます。通常、これらの初期化されていないデータはセグメントの終わりに存在し、その結果、関連付けられているプログラムヘッダー要素において p_memsz が p_filesz より大きくなります。

プログラムの読み込み (プロセッサ固有)

システムは、プロセスイメージを作成または拡張するとき、ファイルのセグメントを仮想メモリーセグメントに論理的にコピーします。システムがファイルをいつ物理的に読み取るかは、プログラムの挙動動やシステムの負荷などに依存します。

プロセスは実行時に論理ページを参照しない限り物理ページを必要とせず、また一般に多くのページを未参照状態のままにします。したがって、物理読み取りを遅延させると、これらの物理読み取りが不要になり、システム性能が向上します。この効率性を実際に実現するには、実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルには、ファイルオフセットと仮想アドレスがページサイズを法として同じであるセグメントイメージが存在しなければなりません。

SPARC のセグメントの仮想アドレスとファイルオフセットは、64K(0x10000) を法として同じです。x86 のセグメントの仮想アドレスとファイルオフセットは、4K(0x1000) を法として同じです。セグメントを最大ページサイズに整列すると、ファイルは物理ページサイズには関係なくページング処理に対して適切になります。

64 ビット SPARCV9 の仮想アドレスとファイルオフセットは 1M(0x100000) を法として同じですが、デフォルトでは 64 ビットプログラムは開始アドレス (0x100000000) にリンクされます。プログラム全体 (テキスト、データ、ヒープ、スタック、共有ライブラリを含む) は、4 ギガバイトより上に存在します。そうすることにより、プログラムがポインタを切り捨てると、アドレス空間の最下位 4 ギガバイトでフォルトが発生することになるので、64 ビットプログラムが正しく作られたことを確認することがより容易になります。64 ビットプログラムは 4 ギガバイトより上でリンクされていますが、4 ギガバイトより下でリンクすることも可能です (方法: リンカー対応付けファイルと、コンパイラまたはリンカーの -M オプションを使う)。64 ビット SPARCV9 プログラムを 4 ギガバイトより下でリンクするためのリンカー対応付けファイルは、/usr/lib/ld/sparcv9/map.below4G で提供されます。

以下に SPARC の例を示します。

ファイルオフセット	ファイル	仮想アドレス
0	ELF ヘッダー	
	プログラムヘッダー	
	その他の情報	
0x100	テキストセグメント ... 0x2be00 バイト	0x10100 0x3beff
0x2bf00	データセグメント ... 0x4e00 バイト	0x4bf00 0x50cff
0x30d00	その他の情報 ...	

図 7–7 SPARC: 実行可能ファイル (64 K に整列)

表 7–37 SPARC: プログラムヘッダーセグメント(64K に整列)

構成要素	テキスト	データ
p_type	PT_LOAD	PT_LOAD
p_offset	0x100	0x2bf00
p_vaddr	0x10100	0x4bf00
p_paddr	指定なし	指定なし
p_filesize	0x2be00	0x4e00
p_memsz	0x2be00	0x5e24
p_flags	PF_R+PF_X	PF_R+PF_W+PF_X
p_align	0x10000	0x10000

以下に x86 の例を示します。

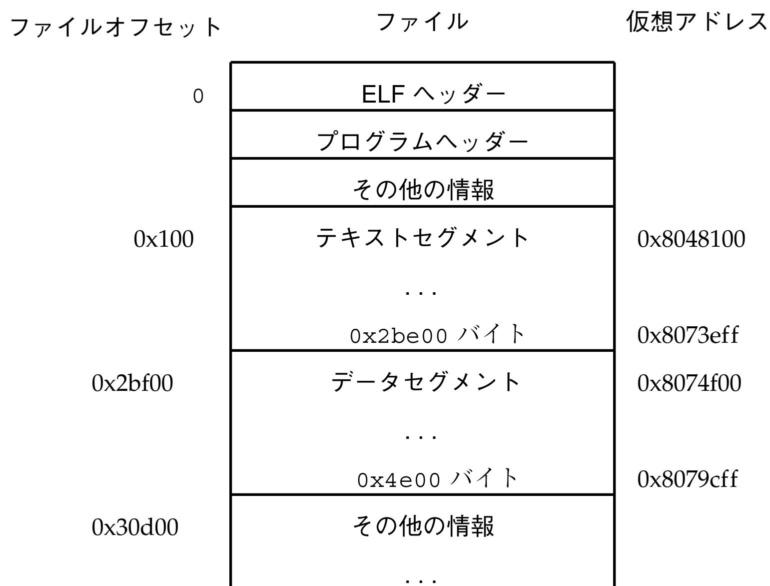


図 7–8 x86: 実行可能ファイル (4 K に整列)

表 7–38 x86: プログラムヘッダーセグメント(4K に整列)

構成要素	テキスト	データ
p_type	PT_LOAD	PT_LOAD
p_offset	0x100	0x2bf00
p_vaddr	0x8048100	0x8074f00
p_paddr	指定なし	指定なし
p_filesize	0x2be00	0x4e00
p_memsz	0x2be00	0x5e24
p_flags	PF_R+PF_X	PF_R+PF_W+PF_X
p_align	0x1000	0x1000

例に示されているファイルオフセットと仮想アドレスはテキストとデータの両方に対して最大ページサイズを法として同じですが、最大 4 ファイルページ (ページサイズとファイルシステムブロックサイズに依存する) のテキストページまたはデータページは純粋なものではありません (それぞれテキストまたはデータ以外の情報を含みます)。

- 先頭テキストページには、ELF ヘッダー、プログラムヘッダーテーブル、および他の情報が存在する
- 最終テキストページには、データの始まりのコピーが存在する
- 先頭データページには、テキストの終わりのコピーが存在する
- 最後のデータページには、実行中プロセスに関連していないファイル情報が存在できる。論理的にはシステムは、あたかも各セグメントが完全であり分離されているようにメモリーアクセス権を設定する。セグメントのアドレスは、アドレス空間の各論理ページに同じ許可が確実に存在できるよう調整される。上の例では、テキストの終わりとデータの始まりを保持しているファイル領域が 2 回対応付けされます (1 回はテキストに関して 1 つの仮想アドレスで対応付けされ、もう 1 回はデータに関して別の仮想アドレスで対応付けされる)

データセグメントの終わりは、初期化されていないデータに対して特別な処理を必要とします (初期値が 0 になるようにシステムで定義されている)。したがって、ファイルの最後のデータページに、論理メモリーページに存在しない情報が存在する場合、これらのデータは 0 に設定しなければなりません (実行可能ファイルの未知の内容のままにしてはならない)。

他の 3 ページに存在する純粋でないテキストまたはデータは、論理的にはプロセスイメージの一部ではありません。システムがこれらの純粋でないテキストまたはデータを除去するかどうかについては、規定されていません。このプログラムのメモリーイメージが後に続き、4 キロバイト (0x1000) ページを使用します。単純化するために下の例では、1 ページサイズのみを示しています。

仮想アドレス	内容	セグメント
0x10000	ヘッダーパッド 0x100 バイト	テキスト
0x10100	テキストセグメント ... 0x2be00 バイト	
0x3bf00	データパッド 0x100 バイト	
0x4b000	テキストパッド 0xf00 バイト	データ
0x4bf00	データセグメント ... 0x4e00 バイト	
0x50d00	初期化されていないデータ 0x1024 ゼロバイト	
0x51d24	ページパッド 0x2dc ゼロバイト	

図 7–9 SPARC: プロセスイメージセグメント

仮想アドレス	内容	セグメント
0x10000	ヘッダーパッド 0x100 バイト	
0x10100	テキストセグメント ... 0x2be00 バイト	テキスト
0x3bf00	データパッド 0x100 バイト	
0x4b000	テキストパッド 0xf00 バイト	
0x4bf00	データセグメント ... 0x4e00 バイト	データ
0x50d00	初期化されていないデータ 0x1024 ゼロバイト	
0x51d24	ページパッド 0x2dc ゼロバイト	

図 7–10 x86:　プロセスイメージセグメント

セグメント読み込みは、実行可能ファイルと共有オブジェクトでは異なる側面が 1 つ存在します。実行可能ファイルのセグメントには、標準的には絶対コードが存在します。プロセスを正しく実行するには、セグメントは実行可能ファイルを作成するために使用された仮想アドレスに存在しなければなりません。したがって、システムは変化しない `p_vaddr` 値を仮想アドレスとして使用します。

一方、通常は共有オブジェクトのセグメントには、位置に依存しないコードが存在します。(背景については、第 2 章を参照してください。) したがって、セグメントの仮想アドレスは、実行動作を無効にすることなくプロセスによって異なることができます。

システムは個々のプロセスごとに仮想アドレスを選択しますが、セグメントの相対位置は維持します。位置に依存しないコードはセグメント間で相対アドレス指定を

使用するので、メモリーの仮想アドレス間の差は、ファイルの仮想アドレス間の差に一致しなければなりません。

以下の表は、いくつかのプロセスに対する共有オブジェクト仮想アドレスの割り当の例で、一定の相対位置になることを示しています。これらの表は、基底アドレスの計算も示しています。

表 7–39 SPARC: 共有オブジェクトセグメントアドレスの例

ソース	テキスト	データ	基底アドレス
ファイル	0x200	0x2a400	0x0
プロセス 1	0xc0000200	0xc002a400	0xc0000000
プロセス 2	0xc0010200	0xc003c400	0xc0010000
プロセス 3	0xd0020200	0xd004a400	0xd0020000
プロセス 4	0xd0030200	0xd005a400	0xd0030000

表 7–40 x86: 共有オブジェクトセグメントアドレスの例

ソース	テキスト	データ	基底アドレス
ファイル	0x200	0x2a400	0x0
プロセス 1	0x80000200	0x8002a400	0x80000000
プロセス 2	0x80081200	0x800ab400	0x80081000
プロセス 3	0x900c0200	0x900ea400	0x900c0000
プロセス 4	0x900c6200	0x900f0400	0x900c6000

プログラムインタプリタ

実行可能ファイルには、1 つの PT_INTERP プログラムヘッダー要素が存在できます。exec(2) 時、システムは PT_INTERP セグメントからパス名を取り出し、インタプリタファイルのセグメントから初期プロセスイメージを作成します。つまり、システムは元の実行可能ファイルのセグメントイメージを使用する代わりに、インタプリタのメモリーイメージを作成します。したがって、インタプリタはシステムから制御を受け取り、アプリケーションプログラムに対して環境を与えなければなりません。

インタプリタは、次の 2 つの方法のどちらかで制御を受け取ります。方法 1: インタプリタは、実行可能ファイルを読み込むためのファイル記述子 (先頭に位置付けられている) を受け取ることができます。インタプリタは、このファイル記述子を使用して、実行可能ファイルのセグメントをメモリーに読み込んだり対応付けしたりできます。方法 2: 実行可能ファイルの形式によっては、システムはインタプリタにファイル記述子を与える代わりに実行可能ファイルをメモリーに読み込みます。

ファイル記述子が異なる可能性があることを除き、インタプリタの初期プロセス状態は、実行可能ファイルの初期プロセス状態に一致します。インタプリタ自身が、2 番目のインタプリタを必要とすることは許されません。インタプリタは、共有オブジェクトファイルまたは実行可能ファイルです。

- 共有オブジェクト (一般的な場合) は位置に依存しないものとして読み込みされ、アドレスはプロセスによって異なる。システムは、mmap(2) および関連するサービスで使用される動的セグメント領域にセグメントを作成する。したがって、一般的に、共有オブジェクトインタプリタは元の実行可能ファイルの元のセグメントアドレスと競合しない
- 実行可能ファイルは、固定アドレスに読み込まれる。システムは、プログラムヘッダーテーブルからの仮想アドレスを使用して実行可能ファイルのセグメントを作成する。したがって、実行可能ファイル (インタプリタ) の仮想アドレスは、最初に実行された実行可能ファイルと競合することがある。競合を解決っするのはインタプリンタの役目

実行時リンカー

リンカーは、動的リンクを使用する実行可能ファイルを作成するとき、PT_INTERP 型のプログラムヘッダー要素を実行可能ファイルに付加し、実行時リンカーをプログラムインタプリタとして呼び出すようにシステムに指示します。exec(2) と実行

時リンカーは、協調してプログラムのプロセスイメージを作成します。この処理には以下の動作が伴います。

- 実行可能ファイルのメモリーセグメントをプロセスイメージに付加する
- 共有オブジェクトメモリーセグメントをプロセスイメージに付加する
- 実行可能ファイルと共有オブジェクトに対して再配置を行う
- 実行可能ファイルの読み取りに使用されたファイル記述子を閉じる (このファイル記述子が実行時リンカーに与えられている場合)
- 対応付けされるオブジェクトに依存する `.init` セクションを呼び出す。280ページの「初期化および終了関数」を参照
- プログラムがあたかも `exec(2)` から直接制御を受け取ったように見えるように、プログラムに制御を渡す

リンカーはまた、実行時リンカーが実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルを処理するときの手助けになるさまざまなデータを作成します。先出のプログラムヘッダーセグメントで示されているとおり、これらのデータは読み込み可能セグメントに存在します。したがって、これらのデータは実行時に使用可能です。(正確なセグメント内容はプロセッサに固有であることを思い出してください。)

- `SHT_DYNAMIC` 型の `.dynamic` セクションには、さまざまなデータが存在する。このセクションの始まりに存在する構造体には、他の動的リンク情報のアドレスが存在する。
- `SHT_HASH` 型の `.hash` セクションには、シンボルハッシュテーブルが存在する
- `SHT_PROGBITS` 型の `.got` セクションと `.plt` セクションには、2 つの別個のテーブルが存在する。つまり、大域オフセットテーブルと手続きリンクテーブルが存在する。次の項では、オブジェクトファイルのメモリーイメージを作成するために実行時リンカーがテーブルをどのように使用するかを説明する

249ページの「プログラムの読み込み (プロセッサ固有)」で説明されているとおり、共有オブジェクトは、ファイルのプログラムヘッダーテーブルに記録されているアドレスとは異なる仮想メモリーアドレスに置かれることができます。実行時リンカーは、アプリケーションが制御を取得する前に、メモリーイメージを再配置して絶対アドレスを更新します。プログラムヘッダーテーブルに指定されているアドレスにライブラリが読み込まれた場合、絶対アドレス値は正しいのですが、通常、このようなことは起きません。

実行時リンカーは、手続きリンクテーブルエントリを遅延評価できます。その場合、呼び出されない関数の解決/再配置に費やされる無駄を回避できます。詳細は、273ページの「手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)」を参照してください。

プロセス環境 (exec(2) を参照) に、空ではない値を持つ LD_BIND_NOW という変数が存在する場合、実行時リンカーは、プログラムに制御を渡す前にすべての再配置を処理します。たとえば、以下の各環境エントリ

```
LD_BIND_NOW=1
LD_BIND_NOW=on
LD_BIND_NOW=off
```

は、この動作を指定します。

動的セクション

オブジェクトファイルが動的リンクに関係している場合、このオブジェクトファイルのプログラムヘッダーテーブルには、PT_DYNAMIC 型の要素が存在します。このセグメントには、.dynamic セクションが存在します。特殊なシンボル _DYNAMIC は、このセクションを示します。このセクションには、以下の構造体 (sys/link.h で定義される) の配列が存在します。

```
typedef struct {
        Elf32_Sword d_tag;
        union {
                Elf32_Word      d_val;
                Elf32_Addr      d_ptr;
                Elf32_Off       d_off;
        } d_un;
} Elf32_Dyn;typedef struct {
        Elf64_Xword d_tag;
        union {
                Elf64_Xword     d_val;
                Elf64_Addr      d_ptr;
        } d_un;
} Elf64_Dyn;
```

このタイプの各オブジェクトの場合、d_tag は d_un の解釈に影響します。

d_val

この Elf32_Word オブジェクトは、さまざまに解釈される整数値を表します。

d_ptr

この Elf32_Addr オブジェクトは、プログラムの仮想アドレスを表わします。すでに述べたように、ファイルの仮想アドレスは、実行時にメモリーの仮想アドレスに

一致しないことがあります。実行時リンカーは、動的構造体に存在するアドレスを解釈するとき、元のファイル値とメモリーの基底アドレスに基づいて実際のアドレスを計算します。整合性のため、ファイルには動的構造体内のアドレスを補正するための再配置エントリは存在しません。

以下の表は、実行可能オブジェクトファイルと共有オブジェクトファイルのタグ要求についてまとめています。タグに「必須」という印が付いている場合、動的リンク配列にはその型のエントリが存在しなければなりません。また、「任意」は、タグのエントリが表われてもよいですが必須ではないことを意味します

表 7–41 動的配列タグ、d_tag

名前	値	**d_un**	実行可能ファイル	共有オブジェクトファイル
DT_NULL	0	無視される	必須	必須
DT_NEEDED	1	d_val	任意	任意
DT_PLTRELSZ	2	d_val	任意	任意
DT_PLTGOT	3	d_ptr	任意	任意
DT_HASH	4	d_ptr	必須	必須
DT_STRTAB	5	d_ptr	必須	必須
DT_SYMTAB	6	d_ptr	必須	必須
DT_RELA	7	d_ptr	必須	任意
DT_RELASZ	8	d_val	必須	任意
DT_RELAENT	9	d_val	必須	任意
DT_STRSZ	10	d_val	必須	必須
DT_SYMENT	11	d_val	必須	必須
DT_INIT	12	d_ptr	任意	任意

表 7–41 動的配列タグ、d_tag 続く

名前	値	d_un	実行可能ファイル	共有オブジェクトファイル
DT_FINI	13	d_ptr	任意	任意
DT_SONAME	14	d_val	無視される	任意
DT_RPATH	15	d_val	任意	無視される
DT_SYMBOLIC	16	無視される	無視される	任意
DT_REL	17	d_ptr	必須	任意
DT_RELSZ	18	d_val	必須	任意
DT_RELENT	19	d_val	必須	任意
DT_PLTREL	20	d_val	任意	任意
DT_DEBUG	21	d_ptr	任意	無視される
DT_TEXTREL	22	無視される	任意	任意
DT_JMPREL	23	d_ptr	任意	任意
DT_VALRNGLO	0x6ffffd00	未規定	未規定	未規定
DT_MOVEENT	0x6ffffdfa	d_val	任意	任意
DT_MOVESZ	0x6ffffdfb	d_val	任意	任意
DT_FEATURE	0x6ffffdfc	d_val	任意	任意
DT_POSFLAG_1	0x6ffffdfd	d_val	任意	任意
DT_SYMINSZ	0x6ffffdfe	d_val	任意	任意
DT_SYMINENT	0x6ffffdff	d_val	任意	任意

表 7–41　動的配列タグ、d_tag　続く

名前	値	**d_un**	実行可能ファイル	共有オブジェクトファイル
DT_VALRNGHI	0x6ffffdff	未規定	未規定	未規定
DT_ADDRRNGLO	0x6ffffe00	未規定	未規定	未規定
DT_MOVETAB	0x6ffffefe	d_ptr	任意	任意
DT_SYMINFO	0x6ffffeff	d_ptr	任意	任意
DT_ADDRRNGHI	0x6ffffeff	未規定	未規定	未規定
DT_RELACOUNT	0x6ffffff9	d_val	任意	任意
DT_RELCOUNT	0x6ffffffa	d_val	任意	任意
DT_FLAGS_1	0x6ffffffb	d_val	任意	任意
DT_VERDEF	0x6ffffffc	d_ptr	任意	任意
DT_VERDEFNUM	0x6ffffffd	d_val	任意	任意
DT_VERNEED	0x6ffffffe	d_ptr	任意	任意
DT_VERNEEDNUM	0x6fffffff	d_val	任意	任意
DT_AUXILIARY	0x7ffffffd	d_val	未規定	任意
DT_USED	0x7ffffffe	d_val	任意	任意
DT_FILTER	0x7fffffff	d_val	未規定	任意
DT_LOPROC	0x70000000	未指定	未規定	未規定
DT_SPARC_REGISTER	0x70000001	d_val	任意	任意
DT_HIPROC	0x7fffffff	未指定	未規定	未規定

表 7–41 動的配列タグ、d_tag 続く

DT_NULL

DT_NULL タグが付けられたエントリは、_DYNAMIC 配列の終わりを示します。

DT_NEEDED

この要素は、空文字 で終わっている文字列の文字列テーブルオフセットを保持し、必要な依存性の名前を与えます。オフセットは、DT_STRTAB エントリに記録されるテーブルへのインデックスです。これらの名前については、272ページの「共有オブジェクトの依存性」を参照してください。動的配列には、この型の複数のエントリが存在できます。これらのエントリの相対順序は意味がありますが、他の型のエントリに対するこれらのエントリの相対順序には意味がありません。

DT_PLTRELSZ

この要素は、手続きリンクテーブルに関連付けられている再配置エントリの合計サイズ (単位: バイト) を保持します。DT_JMPREL 型のエントリが存在する場合、DT_PLTRELSZ 型のエントリも必要です。

DT_PLTGOT

この要素は、手続きリンクテーブルおよび/または大域オフセットテーブルに関連付けられているアドレスを保持します。

DT_HASH

この要素は、シンボルハッシュテーブル (278ページの「ハッシュテーブル」に記述されている) を指し示します。ハッシュテーブルは、DT_SYMTAB 要素で示されるシンボルテーブルを参照します。

DT_STRTAB

この要素は、文字列テーブル (この章の前半部分に記述されている) のアドレスを保持します。文字列テーブルには、実行時リンカーが必要とするシンボル名、依存性名、および他の文字列が存在します。

DT_SYMTAB

この要素は、再配置テーブル (この章の前半部分に記述されている) のアドレスを保持します。32 ビットクラスのファイルに対しては、Elf32_Sym エントリが存在します。

DT_RELA

この要素は、再配置テーブル (この章の前半部分に記述されている) のアドレスを保持します。再配置テーブルのエントリ (32 ビットファイルクラス用の Elf32_Rela など) には、明示的加数が存在します。

オブジェクトファイルには、複数の再配置セクションが存在できます。リンカーは、実行可能オブジェクトファイルまたは共有オブジェクトファイルの再配置テーブルを作成するとき、これらのセクションを連結して単一のテーブルを作成します。これらの各セクションはオブジェクトファイル内で個々に独立したままですが、実行時リンカーは単一のテーブルとして扱います。実行時リンカーは、実行可能ファイルのプロセスイメージを作成したりまたはプロセスイメージに共有オブジェクトを付加したりするとき、再配置テーブルを読み取り、関連付けられている動作を実行します。

この要素が存在する場合、動的構造体には DT_RELASZ 要素と DT_RELAENT 要素も存在しなければなりません。再配置がファイルに対して「必須」の場合、DT_RELA または DT_REL が使用可能です (これらは両方とも使用可能ですが、必要ではありません)。

DT_RELASZ

この要素は、DT_RELA 再配置テーブルの合計サイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_RELAENT

この要素は、DT_RELA 再配置エントリのサイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_STRSZ

この要素は、文字列テーブルのサイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_SYMENT

この要素は、シンボルテーブルエントリのサイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_SYMINFO

この要素は、SHT_SUNW_syminfo セクションのアドレスを保持します。

DT_SYMINENT

この要素は、SHT_SUNW_syminfo テーブルエントリのサイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_SYMINSZ

この要素は、SHT_SUNW_syminfo セクションのサイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_INIT

この要素は、初期化関数のアドレスを保持します (初期化関数については、280ページの「初期化および終了関数」に記述されています)。

DT_FINI

この要素は、終了関数のアドレスを保持します (終了関数については、280ページの「初期化および終了関数」に記述されています)。

DT_SONAME

この要素は、空文字で終わっている文字列の文字列テーブルオフセットを保持し、共有オブジェクトの名前を与えます。このオフセットは、DT_STRTAB エントリに記録されているテーブルへのインデックスです。これらの名前については、272ページの「共有オブジェクトの依存性」を参照してください。

DT_RPATH

この要素は、ライブラリ検索パス (空文字で終わっている文字列) 文字列テーブルオフセットを保持します (ライブラリ検索パスについては、91ページの「依存関係を持つ共有オブジェクト」に記述されています)。このオフセットは、DT_STRTAB エントリに記録されているテーブルへのインデックスです。

DT_SYMBOLIC

この要素が共有オブジェクトライブラリに存在する場合、この共有オブジェクトライブラリ内の参照に対する、実行時リンカーのシンボル解決アルゴリズムが変わります。実行時リンカーは、シンボル探索を実行可能ファイルから開始する代わりに、共有オブジェクト自身から開始します。共有オブジェクトに参照されているシンボルが存在しない場合、実行時リンカーは通常どおり、実行可能ファイルと他の共有オブジェクトを探索します。

DT_REL

この要素は DT_RELA に似ていますが、テーブルに暗黙の加数 (32 ビットファイルクラス用の Elf32_Rel など) が存在する点が異なります。この要素が存在する場合、動的構造体には DT_RELSZ 要素と DT_RELENT 要素も存在しなければなりません。

DT_RELSZ

この要素は、DT_REL 再配置テーブルの合計サイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_RELENT

この要素は、DT_REL 再配置エントリのサイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_PLTREL

この要素は、手続きリンクテーブルが参照する再配置エントリの型を指定します。d_val 要素は、必要に応じて DT_REL または DT_RELA を保持します。ひとつの手続きリンクテーブルでは、すべての再配置は、同じ再配置を使用しなければなりません。

DT_DEBUG

この要素は、デバッグ時に使用されます。

DT_TEXTREL

この構成要素が存在しない場合、再配置エントリが書き込み不能セグメント (プログラムヘッダーテーブルのセグメント許可で指定されます) に対する変更を発生させてはならないことを意味します。この構成要素が存在する場合、1 つまたは複数の再配置エントリが書き込み不能セグメントに対する変更を要求するかもしれません。また、実行時リンカーはしかるべく対応します。

DT_FLAGS_1

このエントリが存在する場合、このエントリの d_val 要素は、さまざまな状態フラグを保持します。表 7–42 を参照してください。

DT_POSFLAG_1

このエントリが存在する場合、このエントリの d_val 要素は、さまざまな状態フラグを保持します。これらのフラグは、.dynamic セクション内の直後の DT_* エントリに適用されます。

DT_JMPREL

このエントリが存在する場合、このエントリの d_ptr 要素は、手続きリンクテーブルにのみ関連付けられている再配置エントリのアドレスを保持します。これらの再配置エントリを分離しておくと、遅延結合が有効の場合、実行時リンカーはプロセス初期化時にこれらの再配置エントリを無視します。このエントリが存在する場合、DT_PLTRELSZ 型と DT_PLTREL 型の関連エントリも存在しなければなりません。

DT_VERDEF

この要素は、バージョン定義テーブル (この章の前半部分に記述されている) のアドレスを保持します。32 ビットクラスのファイルに対しては、Elf32_Verdef エントリが存在します。詳細は、231ページの「バージョン定義セクション」を参照してください。これらのエントリ内の要素には、DT_STRTAB エントリに記録されているテーブルへのインデックスが存在します。

DT_VERDEFNUM

この要素は、バージョン定義テーブルのエントリ数を指定します。

DT_VERNEED

この要素は、バージョン依存性テーブル (この章の前半部分に記述されている) のアドレスを保持します。32 ビットクラスのファイルに対しては、Elf32_Verneed エントリが存在します。詳細は、235ページの「バージョン依存セクション」を参照してください。これらのエントリ内の要素には、DT_STRTAB エントリに記録されているテーブルへのインデックスが存在します。

DT_VERNEEDNUM

この要素は、バージョン依存性テーブルのエントリ数を指定します。

DT_RELACOUNT

すべての Elf32_Rela R_*_RELATIVE 再配置は単一のブロックに入っており、このエントリ はそのブロックのエントリ数を指定します。これにより、ld.so.1 は RELATIVE 再配置の処理を合理化できます。

DT_RELCOUNT

すべての Elf32_Rel R_*_RELATIVE 再配置は単一のブロックに入っており、このエントリはそのブロックのエントリ数を指定します。これにより、ld.so.1 は RELATIVE 再配置の処理を合理化できます。

DT_AUXILIARY

この要素は、空文字で終わっている文字列 (オブジェクトに命名している) の文字列テーブルオフセットを保持します。このオフセットは、DT_STRTAB エントリに記録されているテーブルへのインデックスです。補助オブジェクト内のシンボルは、このオブジェクト内のシンボルに優先して使用されます。

DT_FILTER

この要素は、オブジェクトを示す文字列 (空文字で終わっている文字列) の文字列テーブルオフセットを保持します。このオフセットは、DT_STRTAB エントリに記録されているテーブルへのインデックスです。このオブジェクトのシンボルテーブルは、命名されたオブジェクトのシンボルテーブルのフィルタとして使用されます。

DT_MOVEENT

この要素は、SHT_SUNW_move で定義されるセクションの合計サイズを保持します。239ページの「移動セクション」を参照してください。

DT_MOVESZ

この要素は、DT_MOVETAB 移動エントリのサイズ (単位: バイト) を保持します。

DT_MOVETAB

この要素は、移動テーブル (この章の前半部分に記述されている) のアドレスを保持します。移動テーブルのエントリには、32 ビットクラスのファイルに対する Elf32_Move エントリが存在します。

DT_FEATURE_1

このエントリが存在する場合、このエントリの d_val 要素は、DTF_1_* で定義されるさまざまな機能フラグを保持します。機能値は、check_rtld_feature() 関数で使用されます (この機能は、必要な機能がサポートされているかどうかを調べるためにアプリケーションが実行時に呼び出します)。

DT_VALRNGLO - DT_VALRNGHI

この範囲の値は、動的構造体内の Dyn.d_un.d_val フィールドで使用されます。

DT_ADDRRNGLO - DT_ADDRRNGHI

この範囲の値は、動的構造体内の Dyn.d_un.d_ptr フィールドで使用されます。ELF オブジェクトが作成後に調整された場合、これらのエントリを調整する必要があります。

DT_SPARC_REGISTER

この要素には、STT_SPARC_REGISTER シンボルのインデックスが存在します。シンボルテーブルの各 STT_SPARC_REGISTER シンボルテーブルエントリには、これらのエントリの 1 つが存在します。

DT_LOPROC - DT_HIPROC

この範囲の値は、プロセッサに固有の使用方法に対して予約されます。

以下の動的状態フラグが現在、使用可能です。

表 7–42 動的タグ、DT_FLAGS_1

名前	値	意味
DF_1_NOW	0x1	完全な再配置処理を行います
DT_1_GLOBAL	0x2	未使用
DT_1_GROUP	0x4	オブジェクトがグループの構成要素であることを示します
DT_1_NODELETE	0x8	オブジェクトがプロセスから削除できないことを示します
DT_1_LOADFLTR	0x10	フィルティー (1 つまたは複数)の即時読み込みを保証します
DT_1_INITFIRST	0x20	オブジェクトの初期化を最初に実行します
DT_1_NOOPEN	0x40	オブジェクトを dlopen(3X) で使用できません
DT_1_DIRECT	0x100	直接結合が有効です。
DT_1_INTERPOSE	0x400	オブジェクトのシンボルは優先されます。

DF_1_NOW

オブジェクトが読み込まれると、すべての再配置処理が行われます。56ページの「再配置が実行されるとき」を参照してください。この状態フラグは、リンカーの –z now オプションを使うことによって有効になります。

DF_1_GROUP

オブジェクトがグループの構成要素であることを示します。69ページの「シンボル検索」を参照してください。この状態フラグは、リンカーの –B group オプションを使うことによって有効になります。

DF_1_NODELETE

オブジェクトがプロセスから削除できないことを示します。したがってオブジェクトは、dlopen(3X) で直接または依存性としてプロセスに読み込みされた場合、dlclose(3X) で読み込み解除できません。この状態フラグは、リンカーの -z nodelete オプションを使うことによってオブジェクトに有効になります。

DF_1_LOADFLTR

この状態フラグは、「フィルタ」に対してのみ意味があります (93ページの「フィルタとしての共有オブジェクト」を参照してください)。フィルタが読み込まれると、関連付けられているすべてのフィルティーが直ちに処理されます (98ページの「フィルタ対象の処理」を参照してください)。この状態フラグは、リンカーの -z loadfltr オプションを使うことによってオブジェクトに有効になります。

DF_1_INITFIRST

オブジェクトが読み込まれると、このオブジェクトと共に読み込まれた他のオブジェクトより先に、このオブジェクトの初期化セクションが実行されます。62ページの「初期設定および終了ルーチン」を参照してください。この特殊な状態フラグは、libthread.so.1 で使用されることを意図しています。この状態フラグは、リンカーの -z initfirst オプションを使うことによって有効になります。

DF_1_NOOPEN

dlopen(3X) を使ってオブジェクトを実行中プロセスに追加できないことを示します。この状態フラグは、リンカーの -z nodlopen オプションを使うことによってオブジェクトに有効になります。

DF_1_DIRECT

オブジェクトには、直接結合情報が存在します。この状態フラグは、リンカーの -B direct オプションを使うことによってオブジェクトに有効になります。

DF_1_INTERPOSE

オブジェクトシンボルテーブルは、起動性実行可能プログラム以外のすべてのシンボルの前に挿入されます。この状態フラグは、リンカーの -z interpose オプションを使うことによって有効になります。

表 7–43　動的タグ、DT_POSFLAG_1

名前	値	意味
DF_P1_LAZYLOAD	0x1	後続のオブジェクトは、遅延読み込みされる
DT_P1_GROUPPERM	0x2	後続のオブジェクトに対する参照が制限される

DF_P1_LAZYLOAD　　後続の DT_* エントリは、読み込まれるオブジェクトを示します。このオブジェクトのローディングは、Syminfo テーブルエントリで示されるシンボル結合がこのオブジェクトを明確に参照するまで遅延されます。

DF_P1_GROUPPERM　　後続の DT_* エントリは、読み込まれるオブジェクトを示します。このオブジェクト内のシンボルは、一般的なシンボル解決に対しては使用できません。このオブジェクト内のシンボルは、このオブジェクトを読み込ませたオブジェクト (1 つまたは複数) に対してのみ使用可能です。

以下の動的機能フラグが現在、使用可能です。

表 7–44　動的機能フラグDT_FEATURE

名前	値	意味
DTF_1_PARINIT	0x1	部分的に初期化された機能が必要

動的配列の終わりの DT_NULL 要素と、DT_NEEDED 要素と DT_POSFLAG_1 要素の相対順序を除き、エントリは任意の順序で現れることができます。テーブルに示されていないタグ値は、保留されます。

共有オブジェクトの依存性

実行時リンカーがオブジェクトファイルのメモリーセグメントを作成するとき、依存性 (動的構造体の DT_NEEDED エントリに記録される) は、プログラムのサービスを提供するためにどの共有オブジェクトが必要であるかを示します。参照された共有オブジェクトとそれが依存するものを繰り返し結合することによって、実行時リンカーは完全なプロセスイメージを作成します。

実行時リンカーは、記号参照を解決するとき、横形探索を使用してシンボルテーブルを調べます。つまり、実行時リンカーはまず実行可能プログラム自身のシンボルテーブルを参照し、次に DT_NEEDED エントリのシンボルテーブルを (順番に) 参照し、次に第 2 レベルの DT_NEEDED エントリといった具合に参照します。

注 - 共有オブジェクトが依存性リストにおいて複数回参照されるときでも、実行時リンカーはこの共有オブジェクトをプロセスに 1 回だけ結合します。

依存リストに示されている名前は、オブジェクトファイルの作成に使用される共有オブジェクトの DT_SONAME 文字列またはパス名です。

大域オフセットテーブル (プロセッサ固有)

一般に位置に依存しないコードには絶対仮想アドレスは存在できません。大域オフセットテーブルには内部で使用するデータの絶対アドレスが存在しており、したがって、位置からの独立性とプログラムのテキストの共有性を低下させることなくアドレスが使用可能になります。プログラムは、位置に依存しないアドレス指定を使用して大域オフセットテーブルを参照し、絶対値を抜き出すことで位置に依存しない参照を、絶対位置に向け直します。

最初は、大域オフセットテーブルには再配置エントリで要求される情報が存在します (詳細は、212ページの「再配置」を参照してください)。システムが読み込み可能オブジェクトファイルのメモリーセグメントを作成した後、実行時リンカーが再配置エントリを処理します。これらの再配置エントリのいくつかは、R_SPARC_GLOB_DAT 型 (SPARC の場合) または R_386_GLOB_DAT 型 (x86 の場合) であり、大域オフセットテーブルを参照します。

実行時リンカーは、関連付けられているシンボル値を判定し、絶対アドレスを計算し、適切なメモリーテーブルエントリにを正しい値を設定します。リンカーがオブジェクトファイルを作成するとき、絶対アドレスは認識されていませんが、実行時リンカーはすべてのメモリーセグメントのアドレスを認識しており、したがって、これらのメモリーセグメントに存在するシンボルの絶対アドレスを計算できます。

プログラムがシンボルの絶対アドレスへの直接アクセスを必要とする場合、このシンボルには大域オフセットテーブルエントリが存在します。実行可能ファイルと共有オブジェクトには別個の大域オフセットテーブルが存在するので、シンボルのアドレスはいくつかのテーブルに現れることがあります。実行時リンカーは、プロセスイメージのコードに制御を与える前に大域オフセットテーブルのすべての再配置を処理します。したがって、実行時に絶対アドレスが使用可能になります。

テーブルのエントリ 0 は、_DYNAMIC シンボルで参照される動的構造体のアドレスを保持するために予約されています。したがって、実行時リンカーなどのプログラムは、再配置エントリを処理していなくても自身の動的構造体を見つけることができます。このことは、実行時リンカーにとって特に重要です。なぜなら、実行時リンカーは他のプログラムに頼ることなく自身を初期化してメモリーイメージを再配置しなければならないからです。

システムは、異なるのプログラムの同じ共有オブジェクトに対して、異なるメモリーセグメントアドレスを与えることがあります。さらに、システムはプログラムを実行するごとに異なるライブラリアドレスを与えることさえあります。しかし、プロセスイメージがいったん作成されると、メモリーセグメントのアドレスは変更されません。プロセスが存在する限り、そのプロセスのメモリーセグメントは固定仮想されたアドレスに存在します。

大域オフセットテーブルの形式と解釈は、プロセッサに固有です。SPARC プロセッサと x86 プロセッサの場合、_GLOBAL_OFFSET_TABLE_ シンボルは、テーブルをアクセスするために使用できます。64 ビットコードの場合、シンボルタイプは Elf64_Addr の配列です。

```
extern Elf32_Addr _GLOBAL_OFFSET_TABLE_[];
```

シンボル _GLOBAL_OFFSET_TABLE_ は、.got セクションの中央に存在でき、その場合は、負の添字と負でない添字の両方がアドレスの配列になることができます。

手続きリンクテーブル (プロセッサに固有)

大域オフセットテーブルは位置に依存しないアドレスの計算を絶対位置に変換するので、手続きリンクテーブルは位置に依存しない関数呼び出しを絶対位置に変換します。リンカーは、ある 1 つの実行可能オブジェクトまたは共有オブジェクトから別の実行可能オブジェクトまたは共有オブジェクトへの実行転送 (関数呼び出しなど) を解決できません。したがって、リンカーはプログラム転送制御を手続きリンクテーブルのエントリに与えます。

SPARC: 手続きリンクテーブル

SPARC アーキテクチャの場合、手続きリンクテーブルは私用データに存在します。実行時リンカーは、宛先の絶対アドレスを判定し、これらの絶対アドレスに従って手続きリンクテーブルのメモリーイメージに変更を加えます。このようにして実行時リンカーは、位置からの独立性とプログラムのテキストの共有性を低下させることなくエントリを向け直します。実行可能ファイルと共有オブジェクトファイルには、別個の手続きリンクテーブルが存在します。

最初の 4 つの手続きリンクテーブルエントリは、予約されます。 テーブルの各エントリは 3 ワード (12 バイト) を占めており、最後のテーブルエントリの後には nop 命令が続きます。64 ビット SPARCV9 オブジェクトの場合、各エントリは 8 つの命令 (32 バイト) を占めており、32 バイト境界で整列されなければなりません (テーブル全体は 256 バイト境界で整列されなければなりません)。

再配置テーブルは、手続きリンクテーブルに関連付けられています。_DYNAMIC 配列の DT_JMP_REL エントリは、最初の再配置エントリの位置を与えます。再配置テーブルには、各手続きリンクテーブルエントリに対して 1 つのエントリが同じ順番で存在します。最初の 4 つのエントリを除き、再配置タイプは R_SPARC_JMP_SLOT であり、再配置オフセットは関連付けられている手続きリンクテーブルエントリの先頭バイトのアドレスを指定し、シンボルテーブルインデックスは該当するシンボルを参照します。

手続きリンクテーブルの説明のため、次の表は 4 つのエントリを示しています。最初の 2 つのエントリは予約されている最初の 4 つのエントリの内の 2 つであり、3 番目のエントリは name1 に対する呼び出しであり、4 番目のエントリは name2 に対する呼び出しです。この例では、name2 のエントリがテーブルの最後のエントリであることを前提としており、後に続く nop 命令が示されています。左欄は、動的リンクが行われる前のオブジェクトファイルの命令を示しています。右欄は、実行時リンカーが手続きリンクテーブルエントリを修正することにしてとり得る方法を示しています。

表 7–45 **SPARC:** 手続きリンクテーブルの例

オブジェクトファイル	メモリセグメント
.PLT0: unimp unimp unimp .PLT1: unimp unimp unimp ...	.PLT0: save %sp,-64,%sp call runtime-linker nop .PLT1: .word identification unimp unimp ...
... .PLT101: sethi (.-.PLT0),%g1 ba,a .PLT0 nop .PLT102: sethi (.-.PLT0),%g1 ba,a .PLT0 nop	... .PLT101: sethi (.-.PLT0),%g1 sethi %hi(name1),%g1 jmp1 %g1+%lo(name1),%g0 .PLT102: sethi (.-.PLT0),%g1 sethi %hi(name2),%g1 jmp1 %g1+%lo(name2),%g0
nop	nop

実行時リンカーとプログラムは、以下の手順に従って手続きリンクテーブル内のシンボル参照を協調して解決します。ただし、以下に記述されている手順は、単に説明用のためのものです。実行時リンカーの正確な実行時動作については、記述されていません。

1. 実行時リンカーは、プログラムのメモリーイメージを最初に作成するとき、手続きリンクテーブルの初期エントリに、実行時リンカー自身のルーチンの 1 つに制御を渡すように変更を加える。実行時リンカーはまた、識別 情報 (identification) を 2 番目のエントリに格納する。リンカー自身のルーチンが制御を受け取った時、このワードを調べることで、このルーチンを呼び出したオブジェクトを見つけることができる
2. 他のすべての手続きリンクテーブルエントリは、最初は先頭エントリに渡される。これで、実行時リンカーは各テーブルエントリの最初の実行時に制御を取得する。たとえば、プログラムが `name1` を呼び出すと、制御が `.PLT101` に渡される
3. `sethi` 命令は、現在の手続きリンクテーブルエントリと最初の手続きリンクテーブルエントリの距離を計算する。つまり、`.PLT101` と `.PLT0` の距離を計算する。この値は、`%g1` レジスタの最上位 22 ビットを占める。この例では、実行時リンカーが制御を受け取ると、`%g1` には `0x12f000` が格納される

4. 次に、ba,a 命令が .PLT0 にジャンプして、スタックフレームを作成し、実行時リンカーを呼び出す
5. 実行時リンカーは、識別情報の値を使うことによってオブジェクトのデータ構造体 (再配置テーブルを含む) を取得する
6. 実行時リンカーは、%g1 値をシフトし手続きリンクテーブルエントリのサイズで除算することで、name1 の再配置エントリのインデックスを計算する。再配置エントリ 101 には R_SPARC_JMP_SLOT が存在し、オフセットは .PLT101 のアドレスを指定し、シンボルテーブルインデックスは name1 を参照。したがって、実行時リンカーはシンボルの実際の値を取得し、スタックを戻し、手続きリンクテーブルエントリに変更を加え、本来の宛先に制御を渡す

実行時リンカーは、メモリーセグメント欄にに示された命令シーケンスを作成しなければならないということはないのですが、作成することがあります。もし作成した場合は、いくつかの点についてより詳しい説明が必要です。

- コードを再入可能にするためには、手続きリンクテーブルの命令は、特定の順番で変更が加えられる。実行時リンカーが関数の手続きリンクテーブルエントリを修正中に信号が到達した場合、信号処理コードは、予想可能であり (かつ正しい) 結果を与える元の関数を呼び出すことができなければならない

- 実行時リンカーは、2 つのワードに変更を加えてエントリを変換する。実行時リンカーは、各ワードを自動的に更新する。再入可能性は、まず nop を jmp1 命令で上書きし、次に ba,a を sethi 命令で上書きすることで、実現される。再入可能関数呼び出しがワードの 2 つの更新間に発生した場合、jmp1 は ba,a 命令の遅延スロットに存在し、遅延命令を取り消す。したがって、実行時リンカーは再び制御を取得す。実行時リンカーに対する両方の呼び出しで、同じ手続きリンクテーブルエントリに変更が加えられますが、これらの変更は互いに干渉しない

- 手続きリンクテーブルエントリの最初の sethi 命令は、1 つ前のエントリの jmp1 命令の遅延スロットを埋める。sethi は %g1 レジスタの値を変更しますが、以前の内容は捨てても問題はない

- 変換後、最後の手続きリンクテーブルエントリ (前述した .PLT102) は、jmp1 に対して遅延命令を必要とする。要求されている後続の nop は、この遅延スロットを埋める

LD_BIND_NOW 環境変数は、動的リンクの動作を変更します。この環境変数の値が空文字列以外の場合、実行時リンカーは、プログラムに制御を渡す前に R_SPARC_JMP_SLOT 再配置エントリ (手続きリンクテーブルエントリ) を処理します。LD_BIND_NOWが空文字列の場合、実行時リンカーは、各テーブルエントリの最初の実行時にリンクテーブルエントリを評価します。

x86: 手続きリンクテーブル

x86 アーキテクチャの場合、手続きリンクテーブルは共有テキストに存在しますが、私用大域オフセットテーブルのアドレスを使用します。実行時リンカーは、宛先の絶対アドレスを判定し、これらの絶対アドレスに従って大域オフセットテーブルのメモリーイメージに変更を加えます。このようにして実行時リンカーは、位置からの独立性とプログラムのテキストの共有性を低下させることなくエントリを向けな直します。実行可能ファイルと共有オブジェクトファイルには、別個の手続きリンクテーブルが存在します。

表 7–46 x86: 手続きリンクテーブルの例

.PLT0: pushl got_plus_4 jmp *got_plus_8 nop; nop nop; nop .PLT1: jmp *name1_in_GOT pushl $offset jmp .PLT0@PC .PLT2: jmp *name2_in_GOT pushl $offset jmp .PLT0@PC ...
.PLT0: pushl 4(%ebx) jmp *8(%ebx) nop; nop nop; nop .PLT1: jmp *name1@GOT(%ebx) pushl $offset jmp .PLT0@PC .PLT2: jmp *name2@GOT(%ebx) pushl $offset jmp .PLT0@PC ...

実行時リンカーとプログラムは、以下の手順に従って手続きリンクテーブル内と大域オフセットテーブル内のシンボル参照を協調して解決します。

1. 実行時リンカーは、プログラムのメモリーイメージを最初に作成するとき、大域オフセットテーブルの 2 番目と 3 番目のエントリに特殊な値を設定する。これらの値については、以下の手順で説明する
2. 手続きリンクテーブルが位置に依存していない場合、大域オフセットテーブルのアドレスは、`%ebx` に存在しなければならない。プロセスイメージにおける各共有オブジェクトファイルには自身の手続きリンクテーブルが存在しており、制御は同じオブジェクトファイル内からのみ手続きリンクテーブルエントリに渡さ

れる。したがって、呼び出し側関数は、手続きリンクテーブルエントリを呼び出す前に、大域オフセットテーブル基底レジスタをセットしなければならない

3. たとえば、プログラムが name1 を呼び出すと、制御が .PLT1 に渡される
4. 最初の命令は、name1 の大域オフセットテーブルエントリのアドレスにジャンプする。大域オフセットテーブルは最初は、後続の pushl 命令のアドレスを保持します (name1 の実アドレスは保持しない)
5. したがって、プログラムは再配置オフセット (offset) をスタックにプッシュする。再配置オフセットは、再配置テーブルへの 32 ビットの負ではないバイトオフセット。指定された再配置エントリには R_386_JMP_SLOT が存在しており、オフセットは、前の jmp 命令で使用された大域オフセットテーブルエントリを指定する。再配置エントリにはシンボルテーブルインデックスも存在しており、実行時リンカーはこれを使って参照されたシンボル name1 を取得する
6. プログラムは、再配置オフセットをプッシュした後、.PLT0 (手続きリンクテーブルの先頭エントリ) にジャンプする。pushl 命令は、2 番目の大域オフセットテーブルエントリ (got_plus_4 または 4(%ebx)) の値をスタックにプッシュして、実行時リンカーに 1 ワードの識別情報を与える。プログラムは次に、3 番目の大域オフセットテーブルエントリ (got_plus_8 または 8(%ebx)) のアドレスにジャンプして、実行時リンカーにジャンプする
7. 実行時リンカーはスタックを戻し、指定された再配置エントリを調べ、シンボルの値を取得し、name1 の実際のアドレスを大域オフセットテーブルエントリに格納し、そして宛先にジャンプする
8. その後の手続きリンクテーブルエントリに対する実行は、name1 に直接渡される (実行時リンカーの再呼び出しは行われない)。これは、.PLT1 における jmp 命令は、pushl 命令にはジャンプする代わりに、name1 にジャンプするから

LD_BIND_NOW 環境変数は、動的リンク動作を変更します。この環境変数の値が空文字列以外の場合、実行時リンカーは、プログラムに制御を渡す前に R_386_JMP_SLOT 再配置エントリ (手続きリンクテーブルエントリ) を処理します。LD_BIND_NOW が空文字列の場合、実行時リンカーは、各テーブルエントリの最初の実行時にリンクテーブルエントリを評価します。

ハッシュテーブル

Elf32_Word オブジェクトまたは Elf64_Word オブジェクトのハッシュテーブルは、シンボルテーブルアクセスを支援しています。ハッシが関連付けられているシンボルテーブルは、ハッシュテーブルのセクションヘッダーの sh_link エントリ

に指定されます (表 7–15 を参照してください)。ハッシュテーブルの構造についての説明を容易にするためにラベルを以下に示します。しかし、ラベルは仕様の一部ではありません。

nbucket
nchain
bucket [0] . . . bucket [nbucket - 1]
chain [0] . . . chain [nchain - 1]

図 7–11　シンボルハッシュテーブル

bucket 配列には nbucket 個のエントリが存在し、chain 配列には nchain 個のエントリが存在します。インデックスは 0 から始まります。bucket と chain には、シンボルテーブルインデックスを保持します。連鎖テーブルエントリは、シンボルテーブルに対応しています。シンボルテーブルエントリ数は、nchain に等しくなければなりません。したがって、シンボルテーブルインデックスは、連鎖テーブルエントリも適用できます。

ハッシュ関数はシンボル名を受け取り、bucket インデックスの計算に使用できる値を返します。したがって、ハッシュ関数が名前に対して値 *x* を返すと、bucket [*x*%nbucket] は、シンボルテーブルと連鎖テーブルの両方にインデックス *y* を与えます。シンボルテーブルエントリが、求めるシンボルテーブルエントリでなかった場合、chain[*y*] は、同じハッシュ値が存在する次のシンボルテーブルエントリを与えます。

chain リンクから、求める名前のシンボルテーブルエントリを探すことができます。 chain リンクの最後には STN_UNDEF が設定されます。

```
unsigned long
elf_Hash(const unsigned char *name)
{
    unsigned long h = 0, g;

     while (*name)
     {
       h = (h << 4) + *name++;
```

(続く)

```
        if (g = h & 0xf0000000)
          h ^= g >> 24;
        h &= ~g;
      }
      return h;
}
```

初期化および終了関数

実行時リンカーがプロセスイメージを作成し、再配置を行った後、各共有オブジェクトには初期化コードを実行する機会があります。

同様に、共有オブジェクトには終了関数が存在できます。終了関数は、元となるプロセスが終了手順を開始した後、atexit(3C) の機構で実行されます。詳細は、atexit(3C) を参照してください。

共有オブジェクトは、動的構造体 (前述した「動的セクション」に記述されている) の DT_INIT エントリと DT_FINI エントリを使って初期化関数と終了関数を指定します。標準的には、これらの関数のコードは .init セクションと .fini セクション (前出の182ページの「セクション」に記述されている) に存在します。

注 - atexit(3C) 終了処理は通常は行われますが、プロセス終了時に実行されることは保証されません。たとえば、プロセスが _exit() を呼び出した場合、またはプロセスが捕捉もされず無視もされない信号を受け取って終了した場合、プロセスは終了処理を実行しません。

第 **8** 章

mapfile のオプション

概要

リンカーは、入力配置可能オブジェクトの入力セクションを出力ファイルオブジェクトのセグメントに、自動的にかつ効率的に対応付けします。対応する mapfile を –M オプションに指定すれば、リンカーの初期値の対応付けの方法を変更できます。

この mapfile オプションを使えば、以下のことができます。

- セグメントを宣言し、セグメント型、アクセス権、アドレス、長さ、および整列などセグメント属性の値を指定する
- 特定のセグメントに対応付けするのにセクションで必要な属性値を指定することにより (属性とは、セクション名、セクション型、およびアクセス権)、また必要ならば、入力セクションをどのオブジェクトファイルから取ってくるかを指定することにより、入力セクションのセグメントへの対応付けを制御する
- 指定したセグメントの大きさに等しい値に (リンカーが) 割り当てた、オブジェクトファイルから参照できる大域絶対シンボルを宣言する

mapfile オプションによって、ifiles (以前のリンカーで使用できた機能で、コマンド言語による指示を使用する) のユーザーは、mapfiles に移行できます。ただし、以前の ifiles で利用できた機能で、前述の説明に含まれていないものすべては、mapfile オプションでは利用できません。

注 - mapfile オプションを使う場合、実行できない a.out ファイルを簡単に作れてしまうことに留意してください。リンカーは、mapfile オプションなしでも、正しい a.out を作ることができます。mapfile オプションは、システムプログラム用のもので、アプリケーションプログラムでの使用を意図したものではありません。

---

mapfile オプションの使い方

mapfile オプションを使う場合、次のことを行います。

- mapfile 指示をファイル、たとえば mapfile に入力する
- リンカーのコマンド行に、–M mapfile を指定する

mapfile が現在のディレクトリにない場合、フルパス名を入れます。初期値のサーチパスは存在しません。

mapfile の構造と構文

以下の 4 つの基本的な指示を mapfile に入力できます。

- セグメント宣言
- 対応付け指示
- 大きさシンボル宣言
- ファイル制御指示

それぞれの指示は複数の行にまたがることができ、最後にセミコロンを付ければ、いくつでも空白 (改行を含む) を入れることができます。mapfile に指示をまったく入れないことも、複数入れることもできます (指示をまったく入れない場合、リンカーは mapfile を無視し、みずからの初期値を使います)。

通常、セグメント宣言の後には、対応付け指示がきます。つまり、セグメントを宣言し、次にセクションがそのセグメントの一部分になる条件を定義するわけです。対応付け先のセグメントを最初に宣言しないで、対応付け指示あるいはサイズシンボル宣言を入力した場合、後で説明する組み込みのセグメント以外のセグメントに

は、以下で説明するように初期値の属性が与えられます。この場合このようなセグメントは「暗示的に宣言されたセグメント」 になります。

サイズシンボル宣言、およびファイル制御指示は、mapfile のどこにでも入れることができます。

以後の節では、それぞれの指示について説明します。すべての構文説明について、次の表記が適用されます。

- 固定幅の文字のエントリ、すべてのコロン、セミコロン、等符号、@ 記号は、そのままの文字を入力する
- 「斜体文字」で示されたエントリはすべて、適切なもので置き換える
- { ... }* は、「無しまたはそれ以上」を意味する
- { ... }+ は、「1 つまたはそれ以上」を意味する
- [...]は、「任意指定」を意味する
- section_names と segment_namesは、C 識別子と同じ規則に従い、ピリオド (.) は文字として扱われる (たとえば、.bss は、正当な名前)
- section_names、segment_names、file_names、および symbol_names には大文字と小文字の区別があり、それ以外のものには大文字と小文字の区別はない
- 空白文字 (あるいは改行文字) は、数字の前および名前や値の間以外はどこにでも入れられる
- # で始まり改行で終わるコメントは、空白文字を入れることができる場所であれば、どこにでも入れられる

セグメントの宣言

セグメントの宣言により、a.out に新しいセグメントを作ったり、既存のセグメントの属性値を変更したりできます (既存のセグメントとは、以前に定義したもの、あるいは以下に述べる 3 つの組み込みセグメントの 1 つのことです)。

セグメントの宣言は以下の構文で行います。

```
segment_name = {segment_attribute_value}*;
```

各 segment_names について、任意の数の segment_attribute_values を任意の順序で指定でき、それぞれは空白文字で区切ります (セグメント属性ごとに、1 つの値だけ指定できます)。セグメント属性と、それらの有効な値は以下のとおりです。

表 8–1 mapfileセグメント属性

属性	値
segment_type	LOAD|NOTE
segment_flags	?[E][N][O][R][W][X]
virtual_address	V*number*
physical_address	P*number*
長さ	L*number*
丸め	R*number*
整列	A*number*

3 つの組み込みセグメントが存在し、以下のような初期値の属性値を持っています。

- テキスト (LOAD、?RX、virtual_address と physical_address と長さは指定なし、CPU 固有の整列値)
- データ (LOAD、?RWX、virtual_address と physical_address と長さは指定なし、CPU 固有の整列値)
- 注釈 (NOTE)

リンカーは、mapfile を読み取る前に、これらのセグメントが宣言されたように動作します。詳細は、292ページの「mapfile オプションの初期値」を参照してください。

セグメント宣言を入力する場合、以下のことに注意してください。

- 数字には、C 言語と同じ形式で、16 進数、10 進数、あるいは 8 進数が使える
- V、P、L、R、あるいは A と数字の間には空白文字を入れてはいけない
- segment_type 値は、LOAD あるいは NOTE のどちらかになる
- segment_type の初期値は、LOAD

- segment_flags 値は、R は読み取り可能 、W は書き込み可能、X は実行可能、O は順番です。疑問符 ? と segment_flags 値を構成する個々のフラグの間には、空白文字を入れてはいけない
- LOAD セグメントの segment_flags 値は、初期値で RWX になる
- NOTE セグメントには、segment_type 以外のセグメント属性値は割り当てられない
- 暗示的に宣言されたセグメントでは、segment_type 値は LOAD、segment_flags 値は RWX、 virtual_address と physical_address と整列値は初期値、そして長さは無制限になる

注 - リンカーは、1 つ前のセグメントの属性値に基づいて、現在のセグメントのアドレスや長さを計算します。また、暗示的に宣言されたセグメントがデフォルトで 「長さ制限なし」になっていても、マシンのメモリー限界は適用されます。

- LOAD セグメントには、 virtual_address 値、 physical_address 値、最大セグメント長値のいずれかまたはすべてを明示的に指定できる
- セグメントに ? の segment_flags 値があって後に何もない場合、値は読み取り不可、書き込み不可、および実行不可になる
- 整列値は、セグメントの最初の仮想アドレスを計算する際に使われる。この整列は、整列指定されたセグメントにだけ影響する。その他のセグメントは、その整列が変更されない限り、デフォルトの整列が使われる
- virtual_address、physical_address、あるいは長さの属性値のいずれかが設定されていない場合、リンカーは、a.out を作成する際に、これらの値を計算する
- セグメントに対して整列値が指定されていない場合、組み込みの初期値に設定される (初期値は CPU により異なり、カーネルのバージョンによっても異ることがある。これらの数字については、適切な資料で確認のこと)
- virtual_address と整列値の両方がセグメントに対して指定されている場合、virtual_address の方が優先される
- virtual_address 値がセグメントに対して指定されている場合、プログラムヘッダーの整列フィールドには、初期値の整列値が設定される
- 丸め値がセグメントに対して設定されている場合、そのセグメントの仮想アドレスは与えられた値に一致する次のアドレスに丸められる。この値は、指定の対象となるセグメントにしか効力はない。値が入力されないと、丸めは行われない

?E フラグにより、空のセグメントが作れます。これは、関連するセクションがないセグメントです。このセグメントは実行プログラムについてのみ指定でき、LOAD 型で、長さおよび整列が指定されていなければなりません。この種類のセグメントは複数定義することもできます。

?N フラグにより、ELF ヘッダー、および任意のプログラムヘッダーを最初の読み込み可能なセグメントの一部分として含めるかどうかを制御できます。初期値では、ELF ヘッダーおよびプログラムヘッダーは、これらのヘッダーの情報が対応付けられたイメージ内 (一般に実行時リンカーによって対応付けられる) で使われるため、最初のセグメントに含まれます。?N オプションを使用すると、イメージの仮想アドレス計算が最初のセグメントの最初の「セクション」で開始します。

?O フラグにより、最終的な再配置可能オブジェクト、実行可能ファイル、あるいは共有オブジェクトのセクションの順序を制御できます。このフラグは、コンパイラの –xF オプションと合わせて使うようになっています。ファイルを –xF オプションを使ってコンパイルすると、そのファイル内の各関数が、.text セクションと同じ属性を持つ別個のセクションに置かれます。これらのセクションは、.text%*function_name* (function_name は関数名です) という名前になります。

たとえば、main()、foo() および bar() の 3 つの関数を持つファイルを、 –xF オプションを使ってコンパイルすると、 3 つの関数のテキストが .text%main、.text%foo および .text%bar という名前のセクションにあるオブジェクトファイルが作成されます。 –xF オプションは 1 つのセクションに 1 つの関数を割り当てるので、セクションの順番を制御するために ?O フラグを使うと、実際には関数の順番を制御することになります。

次のユーザー定義の mapfile を検討します。

```
text = LOAD ?RXO;
text: .text%foo;
text: .text%bar;
text: .text%main;
```

ソースファイルの関数定義の順序が、main、foo および bar の場合、最終的な実行プログラムには foo、bar および main の順序で関数が含まれます。

同じ名前の静的関数を対象とする場合、ファイル名も指定する必要があります。?O フラグを指定すると、mapfile で指定されたとおりにセクションの順序付けが行われます。たとえば、静的関数 bar() がファイル a.o および b.o にあって、ファイル a.o の関数 bar() を、ファイル b.o の関数 bar() の前に置く場合、mapfile のエントリは次のようになります。

```
text: .text%bar: a.o;
text: .text%bar: b.o;
```

次の構文を使用することも可能ですが、ファイル a.o の関数 bar() が、ファイル b.o の関数 bar() の前に置かれることが保障されません。2 番目の形式は、結果が予測できないため、おすすめしません。

```
text: .text%bar: a.o b.o;
```

注 - virtual_address が指定されている場合、セグメントはその仮想アドレスに置かれます。これは、システムカーネルに対して、正しい結果を出します。exec(2) を介して開始するファイルの場合、この方法では、セグメントにそのページ境界に対応する正しいオフセットがないため、間違った a.out ファイルが作成されることになります。

対応付け指示

対応付け指示は、入力セクションをどのように出力セグメントに対応付けするかをリンカーに伝えます。基本的には、対応付け先のセグメントの名前を指定し、名前を指定したセグメントに対応付けするためにセクションの属性をどうすべきかを指定します。特定のセグメントに対応付けするためにセクションが持っていなければならないセクション属性値 (section_attribute_values) は、そのセグメントの「入口条件」と呼ばれます。a.out の指定したセグメントにセクションを置くには、セクションはセグメントの入口条件に正確に合致していなければなりません。

対応付け指示には以下のような構文があります。

```
segment_name : {section_attribute_value}* [: {file_name}+];
```

セグメント名 (segment_name) に対して、任意の数のセクション属性値 (section_attribute_values) を任意の順序で指定し、それぞれは空白文字で区切ります (セクション属性ごとに 1 つの値だけ指定できます)。ファイル名 (file_name) を指定して、特定の .o ファイルからセクションを持ってこなければならないというように指定することもできます。セクション属性とその有効値は以下のとおりです。

表 8–2　セクション属性

セクション属性	値
section_name	任意の有効なセクション名
section_type	$PROGBITS $SYMTAB $STRTAB $REL $RELA $NOTE $NOBITS
section_flags	?[[!]A][[!]W][[!]X]

対応付け指示を入力する場合、以下の点に注意してください。

- 上に挙げた section_types から 1 つの値を選択する。上に挙げた section_types は組み込まれているものです。section_types の詳細については、182ページの「セクション」を参照
- section_flags 値は、A は割り当て可能 、W は書き込み可能、X は実行可能。個々のフラグの前に感嘆符 (!) がついている場合、リンカーは、フラグが設定されていないことを確認する。section_flags 値を構成する疑問符、感嘆符、および個々のフラグの間には空白文字を入れてはいけない
- ファイル名には、ファイル名として正当な名前を指定できる。また、/usr/lib/usr/libc.a(printf.o) のように「アーカイブ名 (要素名) 」の形式で指定することもできます。さらに、ファイル名に *filename の形式で指定することもできる
- ファイル名が *filename の形式になっている場合、リンカーはコマンド行で与えられた行からファイル名に basename(1) と同等の処理を行い、得られたファイル名を使って指定された filename との一致を調べる。言い換えれば、mapfile で指定する filename は、コマンドラインで与えられるファイル名の最後の部分だけが合致すればよいということ (290ページの「対応付けの例」を参照)

- リンク編集の際に –l オプションを使っていて、–l オプションの後のライブラリが現在のディレクトリにある場合、mapfile 内のライブラリと一致させるために mapfile 内のライブラリの前に ./ (あるいはパス名全体) を付ける必要がある
- 特定の出力セグメントについて複数の指示行を指定できる。たとえば、以下のような一連の指示を行うことができる

```
S1 : $PROGBITS;
S1 : $NOBITS;
```

1 つのセグメントに対して複数の対応付け命令行を指示することは、複数のセクション属性値を指定するための唯一の方法です。

- 1 つのセクションは複数の入口条件に合致することがある。その場合、mapfile で最初に入口条件が合致したセグメントが使われる。たとえば、mapfile が以下のようになっているとする

```
S1 : $PROGBITS;
S2 : $PROGBITS;
```

この場合、$PROGBITS セクションは、セグメント S1 に対応付けられます。

セグメント内セクションの順序

以下のような表記を使うことにより、セグメント内にセクションを配置する順序を指定できます。

```
segment_name | section_name1;
segment_name | section_name2;
segment_name | section_name3;
```

上記の形式で指定されたセクションは、すべての名前なしセクションの前に、mapfile に列挙されている順序で配置されます。

大きさシンボル宣言

大きさシンボル宣言を使って、指定したセグメントの大きさをバイトで示す大域絶対シンボルを定義できます。このシンボルは、オブジェクトファイル内で参照できます。大きさシンボルは次の構文で宣言します。

```
segment_name @ symbol_name;
```

symbol_name (シンボル名) には、任意の正当な C 識別子が入ります。ただし、リンカーは、symbol_name の構文の確認は行いません。

ファイル制御指示

ファイル制御指示により、共有オブジェクト内のどのバージョンの定義をリンク編集時に使用可能にするかを指定できます。ファイル制御構文で宣言します。

```
shared_object_name - version_name [ version_name ... ];
```

version_name (バージョン名) には、指定した shared_object_name (共有オブジェクト名) 内のバージョン定義名が入ります。バージョン制御の詳細については、128ページの「バージョン結合の指定」を参照してください。

対応付けの例

以下はユーザー定義の mapfile の例です。左の数字は、説明のためにつけたものです。実際には、数字の右の情報だけが、mapfile に含まれます。

コード例 8–1 ユーザー定義の mapfile

```
1.     elephant : .data : peanuts.o *popcorn.o;
2.     monkey : $PROGBITS ?AX;
3.     monkey : .data;
4.     monkey = LOAD V0x80000000 L0x4000;
5.     donkey : .data;
6.     donkey = ?RX A0x1000;
7.     text = V0x80008000;
```

4 つの別々のセグメントがこの例では扱われています。暗黙の内に宣言されたセグメント elephant (1 行目) は、ファイル peanuts.o および popcorn.o からすべての .data セクションを受け取ります。*popcorn.o は、リンカーに与えられるすべての popcorn.o ファイルと一致します。ファイルは、現在のディレクトリにある必要はありません。他方、/var/tmp/peanuts.o がリンカーに提供された場合、これには * が前に付かないため peanuts.o とは一致しません。

暗黙の内に宣言されたセグメント monkey (2 行目) は $PROGBITS および割当て可能な実行プログラム (?AX) の両方になっているすべてのセクション、さらに、.data (3 行目) という名前のすべてのセクション (セグメント elephant に入らなかったもの) を受け取ります。別の行で section_name にsection_type と section_flags の値が指定されているので、monkey セグメントに入る .data セクションが、$PROGBITS あるいは割当て可能な実行プログラムである必要はありません (「か」の関係は、2 行目の $PROGBITS「か」?AX で示されるように、同じ行の属性の間に存在します。「または」の関係は、2 行目の $PROGBITS ?AX 「または」3 行目の .data のように、複数の行にまたがる同じセグメントの属性の間に存在します)。

monkey セグメントは、segment_type が LOAD、segment_flags が RWX、virtual_address と physical_address は無指定、長さや整列の値は、初期値として 2 行目で暗黙の内に宣言されています。4 行目では、monkey の segment_type 値は LOAD に (segment_type 属性は変わっていないので、警告は出ません)、virtual_address 値は 0x80000000 に、最大長値は 0x4000 に設定されています。

5 行目では、donkey セグメントを暗黙の内に宣言しています。入口条件は、このすべての .data セクションをこのセグメントに振り向けるようになっています。実際には、3 行目の monkey の入口条件はこれらのセクションのすべてを取り込むので、このセグメントに入るセクションはありません。6 行目では、segment_flags 値は ?RX に設定され、整列値は 0x1000 に設定されています (これらの属性値の両方が変わったので、警告が出ます)。

7 行目では、テキストセグメントの virtual_address 値を 0x80008000 に設定します。

ユーザー定義の mapfile の例は、説明のために警告を出すように設計されています。次の例では命令の順序を変更して警告を避けています。

```
1.     elephant : .data : peanuts.o *popcorn.o;
4.     monkey = LOAD V0x80000000 L0x4000;
2.     monkey : $PROGBITS ?AX;
3.     monkey : .data;
6.     donkey = ?RX A0x1000;
5.     donkey : .data;
7.     text = V0x80008000;
```

次の mapfile の例では、セグメント内セクションの順序付けを使っています。

```
1.      text = LOAD ?RXN V0xf0004000;
2.      text | .text;
3.      text | .rodata;
4.      text : $PROGBITS ?A!W;
5.      data = LOAD ?RWX R0x1000;
```

text セグメントおよび data セグメントが、この例では扱われています。1 行目では、text セグメントの virtual_address が 0xf0004000 になるように、またこのセグメントのアドレス計算の一部分として ELF ヘッダーやプログラムヘッダーを含めないように宣言しています。2 行目と 3 行目では、セグメント内セクションの順序付けを有効にし、このセグメントでは .text セクションと .rodata セクションが最初の 2 つのセクションになるように指定しています。この結果、.text セクションは仮想アドレスが 0xf0004000 になり、その直後に .rodata セクションがきます。

text セグメントを構成するその他の $PROGBITS セクションは、.rodata セクションの後にきます。5 行目では data セグメントを指定し、その仮想アドレスは 0x1000 バイト境界で始まらなければならないと指定しています。data を構成する最初のセクションも、ファイルイメージ内の 0x1000 バイト境界に存在します。

mapfile オプションの初期値

リンカーは、283ページの「セグメントの宣言」で説明したように、初期値の segment_attribute_values で 3 つの組み込みセグメント (text、data、および note)、および対応する初期値の対応付け命令を定義します。リンカーは初期値を提供するのに実際の mapfile は使いませんが、ここでは初期値の内容を mapfile に書かれているものとして、リンカーがユーザーの mapfile を処理する際にどのようなことが起こるかを説明します。

以下に示す例は、リンカーの初期値を mapfile として表現したものです。リンカーは、mapfile をすでに読み取ったかのように実行を開始します。その後でリンカーは、mapfile を読み取ったり、あるいは初期値への追加や変更を行ったりします。

```
text = LOAD ?RX;
text : ?A!W;
data = LOAD ?RWX;
data : ?AW;
note = NOTE;
```

(続く)

```
note : $NOTE;
```

mapfile の各セグメント宣言は読み取られる際、以下のようにセグメント宣言の既存リストと比較されます。

1. セグメントが mapfile に存在しておらず、同じ segment-type 値の別のセグメントが存在する場合、そのセグメントは、すべての同じ segment_type の既存セグメントの前に追加される
2. セグメントが読み取られたとき、既存の mapfile に同じ segment_type のセグメントがない場合、セグメントは、segment_type 値が以下の順序になるように追加される

   INTERP

   LOAD

   DYNAMIC

   NOTE
3. セグメントの segment_type が LOAD で、この LOAD 可能なセグメントに virtual_address 値を定義していた場合、セグメントは、virtual_address 値が定義されていない、あるいはより高い virtual_address 値の LOAD が指定されたセグメントの前、そしてそれよりも低い virtual_address 値のセグメントの後に置かれる

mapfile の各対応付け指示が読み取られる際、同じセグメントに対してすでに指定されたその他の対応付け指示の後に、そのセグメントの初期値の対応付け指示の前に、指示が追加されます。

内部対応付け構造

ELF 基底のリンカーのもっとも重要なデータ構造の 1 つとして対応付け構造があります。上記で述べた初期値 mapfile に対応する初期対応付け構造は、コマンド実行時にリンカーで使われます。mapfile オプションが使われる場合、リンカーは mapfile を解析して、特定の値を初期対応付け構造に追加したり、上書きしたりします。

一般的な (ただし多少簡略化した) 対応付け構造が図 8–1に示してあります。「入口条件」ボックスは初期値の対応付け指示の情報に対応しており、「セグメント属性記述子」ボックスは、初期値のセグメント宣言の情報に対応しています。「出力記述子」ボックスは、各セグメントの下に来るセクションの詳細な属性を示します。セクション自体は丸で囲ってあります。

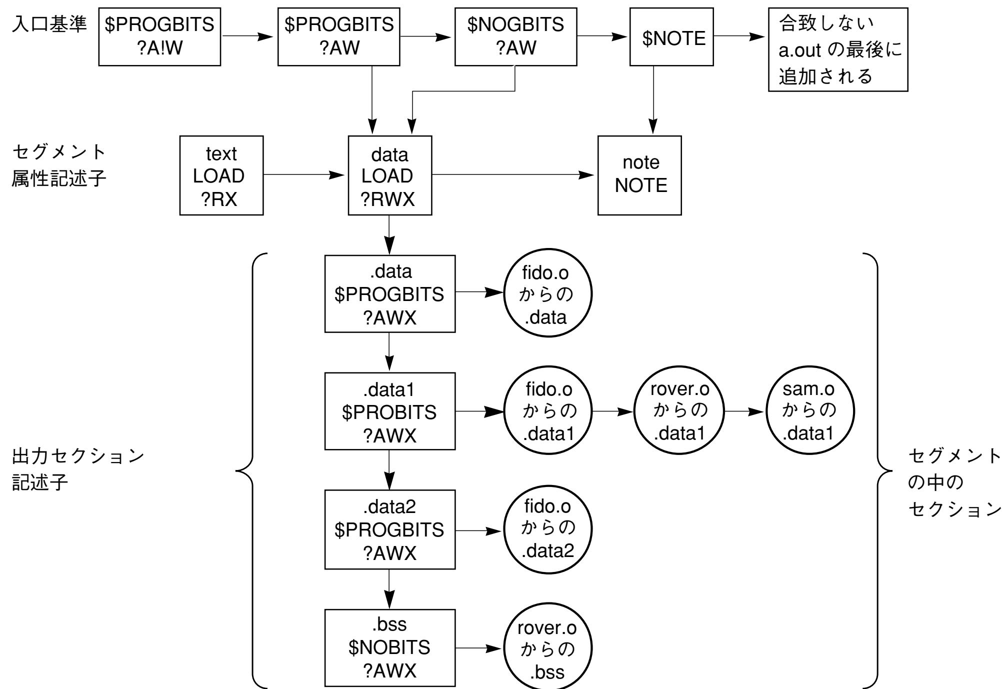


図 8–1　簡単な対応付け構造

リンカーはセクションをセグメントに対応付ける際に、以下の手順で行います。

1. セクションを読み取る際に、リンカーは合致するものを見つけるために、一連の入口条件を検査します。指定したすべての条件が合致する必要があります。

   図 8–1 では、`text` セグメントに入るセクションの場合、`section_type` は `$PROGBITS`、`section_flags` は `?A!W` でなければなりません。入口条件では名前は指定されていないので、名前 `.text` は必要ありません。入口条件では実行ビットは何も指定されていないので、セクションは (`section_flags` 値の) `X` か `!X` のどちらかでもかまいません。

   入口条件に合致するものが見つからない場合、セクションはその他すべてのセグメントの後の `a.out` ファイルの最後に置かれます (この情報については、プログ

ラムヘッダーエントリは作られません。詳細については、241ページの「プログラムヘッダー」を参照してください)。

2. セクションがセグメントの中に入る際に、リンカーは以下のようにそのセグメントの既存の一連出力セクション記述子を検査します。

   セクションの属性値が既存の出力セクション記述子の属性値とまったく合致する場合、セクションは出力セクション記述子に対応するセクションの列挙の最後に置かれます。

   たとえば、`section_name` が `.data1`、`section_type` が `$PROGBITS`、および `section_flags` が `?AWX` のセクションは、図 8–1 の 2 番目の入口条件ボックスにあてはまり、`data` セグメントに置かれます。セクションは 2 番目の出力セクション記述子ボックスにちょうど一致し (`.data1`、`$PROGBITS`、`?AWX`)、このボックスに対応する連のセクションの最後に追加されます。`fido.o`、`rover.o`、および `sam.o` の `.data1` セクションはこのことを示しています。

   一致する出力セクション記述子が見つからず、同じ `section_type` の出力セクション記述子が他に存在する場合、セクションとして同じ属性値で新しい出力セクション記述子が作られ、そのセクションは新しい出力セクション記述子と対応づけられます。出力セクション記述子 (およびセクション) は、同じ `section_type` の最後の出力セクション記述子の後に置かれます。図 8–1 の `.data2` セクションはこのやり方で置かれました。

   示された section_type の出力セクション記述子が他に存在しない場合、新しい出力セクション記述子が作られ、セクションはそのセクション内に置かれます。

注 - 入力セクションにユーザー定義の section_type が設定されている場合 (つまり、182ページの「セクション」で説明したように、`SHT_LOUSER` と `SHT_HIUSER` の間)、これは `$PROGBITS` セクションとして扱われます。`mapfile` でこの `section_type` 値に名前を付ける方法はありませんが、これらのセクションは、入口条件でその他の属性値指定 (`section_flags`、`section_name`) を使って付け直せます。

---

3. すべてのコマンド行で指定されたオブジェクトファイルとライブラリが読み取られた後、セグメントがセクションをまったく含まない場合、そのセグメントに対してはプログラムヘッダーエントリは作られません。

注 - `$SYMTAB`、`$STRTAB`、`$REL` 型の入力セクションは、リンカーにより内部で使用されます。これらの `section_type` を参照する指示は、リンカーで作った出力セクションしかセグメントに対応付けできません。

エラーメッセージ

警告

この範疇のエラーメッセージが出力される場合、リンカーが停止したり、リンカーが実行可能な a.out を作成できないといったことはありません。次のような条件で、警告が発せられます。

- physical_address、virtual_address、あるいは長さの値が、LOAD セグメント以外のすべてのセグメントに対して指示されている場合 (指示は無視される)
- すでに存在するセグメントに対して、属性値を変更する宣言が行なわれた場合 (2 番目の宣言で指示した属性値が有効になる)
- 属性値 (text や data に対しては segment_type と segment_flags。note に対しては segment_type) が組み込みセグメントのいずれかに対して変更された場合
- 暗黙の内に宣言により作成されたセグメントの属性値 (segment_type、segment_flags、長さ、整列の一部または全部) が変更された場合。?O フラグが追加されただけの場合、属性値変更の警告は発せられまない
- 入口条件に合わない場合。?O フラグが有効になっていて、入口条件に合う入力セクションがない場合、警告が発せられる

致命的エラー

この範疇のエラーが発生した場合、その時点で、リンカーの実行を停止します。以下の条件で致命的エラーが発生します。

- 対応付けファイル を開いたり読んだりできない場合
- 構文エラーが mapfile で発見された場合

注 - file_name、section_name、segment_name あるいは symbol_name が282 ページの「mapfile の構造と構文」の規則に合わない場合、リンカーはこの条件が構文エラーを作成しない限り、エラーを返しません。たとえば、名前が特殊な文字で始まり、この名前が指示行の最初にある場合、リンカーはエラーを返します。名前が section_name の場合 (指示内に表示されます)、リンカーはエラーを返しません。

- 1 つの命令行に複数の segment_type、segment_flags、virtual_address、physical_address、長さあるいは整列の値がある場合
- mapfile で interp セグメント、あるいは dynamic セグメントを操作しようとした場合

注 - interp セグメントおよび dynamic セグメントは特殊な組み込みのセグメントで、これはどのようなやり方を使っても変更できません。

- セグメントが、長さ属性値で指定した大きさよりも大きくなった場合
- ユーザー定義の virtual_address が原因で、セグメントが前のセグメントを上書きする場合
- 1 つの命令行に複数の section_name、section_type、あるいは section_flags 値がある場合
- フラグおよびその要素 (たとえば、A と !A) が 1 つの指示行にある場合

提供される mapfiles

mapfiles のサンプルは、/usr/lib/ld ディレクトリにあります。

付録 A

リンカーのクイックリファレンス

概要

この項では、簡単な概要を記載してあります。すなわち、この項は、最も一般的に使用されるリンカーのシナリオの「虎の巻」です (リンカーによって生成される出力モジュールの種類の紹介は、2ページの「リンク編集」を参照してください)。

ここに記載された例では、コンパイラドライバ cc(1) に提供されるリンカーのオプションを示しています。これは、リンカーを起動させる、最も一般的な機構です (11ページの「コンパイラドライバを使用する」を参照してください)。

リンカーは、入力ファイルの名前によって動作を変えることはありません。各ファイルは、開かれ、ファイルが必要とする処理の種類を判別するために検査が行われます (13ページの「入力ファイルの処理」を参照してください)。

lib*x*.so の命名規約に従って命名された共有オブジェクトと、lib*x*.a の命名規約に従って命名されたアーカイブライブラリは、–l オプションを使用して指定できます (17ページの「ライブラリの命名規約」を参照してください)。これにより、–L オプションを使用して指定できる検索パスに、より柔軟性を持たせることができます (18ページの「リンカーが検索するディレクトリ」を参照してください)。

リンカーは、基本的には、「静的」または「動的」の 2 つの方法のうちのいずれかで稼動します。

静的方法

この方法は、–dn オプションが使用された場合に選択されます。また、このモードを使用すると、再配置可能オブジェクトと静的実行プログラムを作成できます。この場合、再配置可能オブジェクトとアーカイブライブラリの入力形式だけが受け入れられます。–l オプションを使用すると、アーカイブライブラリが検索されます。

再配置可能オブジェクトの作成

- 次のように、–dn オプションと –r オプションを使用する

```
$ cc -dn -r -o temp.o file1.o file2.o file3.o .....
```

静的実行プログラムの作成

静的実行プログラムの使用は制限されています。静的実行プログラムには、通常、プラットフォーム固有な実装に依存した情報などが組み込まれ、これにより、他のプラットフォーム上で実行プログラムを実行することが制限されます。また、ほとんどの Solaris ライブラリは、dlopen(3X) や dlsym(3X) などの動的リンク機能に依存しています (66ページの「追加オブジェクトの読み込み」を参照してください)。これらの機能は、静的実行プログラムでは使用できません。

- –dn オプションは、次のように –r オプションを「指定せずに」使用する

```
$ cc -dn -o prog file1.o file2.o file3.o .....
```

注 - –a オプションを使用して、静的実行プログラムの作成を指示できます。そして、–dn を指定して、–r を指定しない場合、–a が暗黙指定されます。

動的方法

これは、リンカーの標準の動作方法です。–dy オプションで明示的に指定することもできますが、–dn オプションを使用しない場合には、暗黙指定されます。

この場合、再配置可能オブジェクト、共有オブジェクト、アーカイブライブラリを指定できます。–l オプションを使用すると、ディレクトリ検索が実行されます。こ

こで、各ディレクトリは、共有オブジェクトを見つけるために検索され、そのディレクトリで共有オブジェクトが見つからない場合は、次にアーカイブライブラリが検索されます。-B static オプションを使用すると、アーカイブライブラリの検索だけに限定されます。(17ページの「共有オブジェクトとアーカイブとの混合体へのリンク」を参照してください)。

共有オブジェクトの作成

- -G オプションを使用する (-dy は省略時には暗黙指定されるため、指定する必要はない)
- 入力再配置可能オブジェクトは、位置非依存のコードから作成する必要がある。-z text オプションを使用して、この必要条件を実行する (102ページの「位置に依存しないコード」を参照)
- 共有オブジェクトの公開インタフェースを確立する。共有オブジェクトの外から見える大域シンボルを定義し、それ以外のすべてのシンボルは局所範囲に隠蔽する。これは、-M オプションとともに mapfile を指定することによって定義できる。また、この詳細は、付録 B で説明している
- 将来アップグレードに対応できるように、共有オブジェクトにはバージョンを含む名前を使用する (134ページの「バージョンアップファイル名の管理」を参照)
- 生成される共有オブジェクトに他の共有オブジェクトに依存しており、依存の対象の共有オブジェクトが/usr/lib に存在しない場合は、-R オプションを使用して、そのパス名を出力ファイル内に記録する (91ページの「依存関係を持つ共有オブジェクト」を参照)
- 自己完結型の共有オブジェクトは、最も柔軟性が高く、オブジェクトが必要とするものすべてを自身が提供している場合に作成される。-z defs オプションを使用して、自己完結していることを確認する(31ページの「共有オブジェクトの生成」を参照)
- すべての再配置を 1 つの .SUNW_reloc セクションに配置することによって、再配置処理を最適化する。-z combreloc オプションを使用する
- 不必要な依存性を排除する。-z ignore オプションを使用するとリンカーは、参照されたオブジェクトに対する依存性だけを記録する

次に、説明したオプションを組み合わせた例を示します。

```
$ cc -c -o foo.o -Kpic foo.c
$ cc -M mapfile -G -o libfoo.so.1 -z text -z defs \
```

続き

```
-z combreloc -z ignore -R /home/lib foo.o -L. -lbar -lc
```

- 生成される共有オブジェクトが、他のリンク編集への入力として使用される場合、–h オプションを使用して、その中に共有オブジェクトの実行名を記録する (87ページの「共有オブジェクト名の記録」を参照)
- 共有オブジェクトを、バージョンを含まない名前のファイルにシンボリックリンクして、その共有オブジェクトをコンパイル環境でも使用できるようにする (134ページの「バージョンアップファイル名の管理」を参照)

次の例は、説明したオプションを組み合わせたものです。

```
$ cc -M mapfile -G -o libfoo.so.1 -z text -z defs \
-zcombreloc -z ignore -R /home/lib-h libfoo.so.1 foo.o -lc
$ ln -s libfoo.so.1 libfoo.so
```

- 共有オブジェクトのパフォーマンスへの影響を考慮する。共有性を最大限にし (104ページの「共有可能性の最大化」を参照) ページング回数を最小にする (106ページの「ページング回数の削減」を参照)。特にシンボル再配置を最小限にすることにより、再配置の無駄を削減し (112ページの「共有オブジェクトのプロファイリング」を参照)、関数インタフェースを経由して、データにアクセスできるようにする (108ページの「再配置のコピー」を参照)

動的実行プログラムの作成

- –G オプションと –dn オプションを使用しない
- 生成される動的実行プログラムに、他の共有オブジェクトに依存し、これらの共有オブジェクトが /usr/lib に存在しない場合は、–R オプションを使用してパス名を出力ファイル内に記録する (21ページの「実行時リンカーが検索するディレクトリ」を参照)

次の例は、説明したオプションを組み合わせたものです。

```
$ cc -o prog -R /home/lib -z ignore -L. -lfoo file1.o file2.o file3.o .....
```

付録 B

バージョンアップの手引き

概要

ELF オブジェクトでは、大域シンボルは他のオブジェクトから結合できます。これらの大域シンボルのいくつかは、オブジェクトの「公開インタフェース」を提供するものであると言うことができます。それ以外のシンボルは、オブジェクトの内部実装の一部であり、外部使用を目的としていません。オブジェクトのインタフェースは、ソフトウェアのリリースごとに変更されることがあるので、この変更を識別する方法が必要です。

また、ソフトウェアリリースごとのオブジェクトの内部実装の変更を識別する方法も必要とされます。

インタフェースと実装状態の識別情報はいずれも、オブジェクト内にバージョン定義として記録できます (内部バージョンアップの詳しい説明については、115ページの「概要」を参照してください)。

内部バージョンアップは、共有オブジェクトで最も使用されます。これは、変更を記録して、実行中にインタフェースの妥当性検査 (124ページの「バージョン定義への結合」を参照) を行なえるようにし、さらにアプリケーションによる選択的結合 (128ページの「バージョン結合の指定」を参照) を可能にするからです。この章では、共有オブジェクトを例として使用します。

以後の節では、共有オブジェクトに適用されるリンカーが提供する内部バージョンアップ機構の簡単な概要を示します。これらの例では、共有オブジェクトの初期

構築からいくつかの一般的な更新の筋書きを通して、共有オブジェクトをバージョンアップするための規約と機構を示しています。

命名規約

共有オブジェクトは、主番号ファイル接尾辞を含む命名規約に従っています (86ページの「命名規約」を参照)。この共有オブジェクト内では、1 つまたは複数のバージョン定義を作成できます。各バージョン定義は、次のいずれかに分類できます。

- 業界標準インタフェースへ準拠したインタフェースを定義する (たとえば、「System V Application Binary Interface」)
- ベンダー特定の「公開」インタフェースを定義する
- ベンダー特定の「専用」インタフェースを定義する
- オブジェクトの内部実装に対する変更 (ベンダー特定) を定義する

次の「バージョン定義」命名規約は、定義がどの分類に属するのかを示すために役立ちます。

最初の 3 つの分類は、インタフェース定義を示します。これらの定義は、インタフェースを構成する大域シンボル名とバージョン定義名の関連付けからなります (118ページの「バージョン定義の作成」を参照)。共有オブジェクト内のインタフェースの変更は、通常「副改訂」と呼ばれます。このため、この種類のバージョン定義には、「副」バージョン番号の接尾辞が付きます。これは、ファイル名の「主」バージョン番号の接尾辞の流儀に基づくものです。

最後の分類は、オブジェクト内の変更を示します。この定義は、名札として機能するバージョン定義からなり、関連するシンボル名はありません。この定義は、ウィークバージョン定義と呼ばれます (121ページの「ウィークバージョン定義の作成」を参照)。共有オブジェクト内の実装状態の変更は、通常、「マイクロ改訂」と呼ばれます。したがって、このタイプのバージョン定義には内部変更が適用されている以前の「副」番号と同様に、「マイクロ」バージョン番号が接尾辞として付きます。

業界標準インタフェースは、この標準を反映するバージョン定義名を使用しなければなりません。ベンダーインタフェースは、そのベンダー固有のバージョン定義名を使用する必要があります (企業の株式銘柄のシンボルが適していいることがあります)。

私用バージョン定義は、使用方法が制限されているかまたは保証されていないシンボルを示します。「private」という語を明確に示すべきです。

バージョン定義を行なうと、関連するバージョンシンボル名が必ず作成されます。したがって、一意名と「副」および「マイクロ」の接尾辞規約を使用すると、構築中のオブジェクト内でシンボルが衝突する可能性を減らすことができます。

次の定義例は、これらの命名規約の使用を示しています。

`SVABI.1`

「System V Application Binary Interface」標準インタフェースを定義します。

`SUNW_1.1`

SunSoft 公開インタフェースを定義します。

`SUNWprivate_1.1`

SunSoft 私用インタフェースを定義します。

`SUNW_1.1.1`

SunSoft 内部実装の変更を示します。

共有オブジェクトのインタフェースの定義

共有オブジェクトのインタフェースを確立するには、まず、共有オブジェクトによって提供される大域シンボルが、3 つのインタフェースバージョン定義分類のうちどれに属するのかを判別します。

- 業界標準インタフェースシンボルの規約は、公開されたヘッダファイルとベンダーによって提供される関連のマニュアルページに定義されている。また、対応する標準の文献にも記述されている
- ベンダーの公開インタフェースシンボルの規約は、公開されたヘッダファイルとベンダーによって提供される関連のマニュアルページに定義されている
- ベンダーの私用インタフェースシンボルの定義は、ほとんど、またはまったく公開されていない

これらのインタフェースを定義することによって、ベンダーは、共有オブジェクトの各インタフェースの保証の程度を示します。業界標準およびベンダーが公開している各インタフェースは、リリースが替わっても安定して使用できます。リリー

スが替わってもアプリケーションが引き続き正しく機能することを知っていれば、これらのインタフェースを自由に安全に結合することができます。

業界標準インタフェースは、他のベンダーによって提供されたシステムでも使用できる可能性があるため、これらのインタフェースを使用するようにアプリケーションを制限することによって、バイナリ互換性を高めることができます。

ベンダー公開インタフェースは、他のベンダーによって提供されたシステムでは使用できない場合がありますが、これらのインタフェースはそれらが提供されたシステムがバージョンアップしても、安定して使用できます。

ベンダー私用インタフェースは、非常に不安定であり、リリースが替わると変更されたり、削除されたりすることもあります。これらのインタフェースが提供する機能は保証されていないか、または実験的なものです。あるいは、ベンダー特定のアプリケーションに対するアクセスだけを提供することを目的としています。いかなる程度のバイナリ互換性を実現したい場合でも、これらのインタフェースの使用を避けるようにしてください。

上記のどれにも分類されない大域シンボルは、局所的な適用範囲に限定して、結合では参照できないようにする必要があります (39ページの「シンボル範囲の縮小」を参照してください)。

共有オブジェクトのバージョンアップ

共有オブジェクトの使用可能インタフェースを決定して、mapfile とリンカーの –M オプションを使用すれば対応するバージョン定義を作成できます (この mapfile 構文の説明については 、34ページの「追加シンボルの定義」を参照)。

次の例は、共有オブジェクト libfoo.so.1 にベンダー公開インタフェースを定義しています。

```
$ cat mapfile
SUNW_1.1 {                    # Release X.
        global:
                foo2;
                foo1;
        local:
                *;
};
```

(続く)

続き

```
$ cc -G -o libfoo.so.1 -h libfoo.so.1 -z text -M mapfile foo.c
```

ここで、大域シンボル foo1 と foo2 は、共有オブジェクト公開インタフェース SUNW_1.1 に割り当てられています。入力ファイルから提供された他の大域シンボルはすべて、自動縮小命令「*」によって局所範囲に縮小されています (39ページの「シンボル範囲の縮小」を参照)。

注 - 各バージョン定義の mapfile エントリには、更新のリリースまたは日付を反映するコメントを付ける付けるべきです。この情報は、例えば複数の開発者によって行なわれた 1 つのオブジェクトに対する複数の変更を 1 つのバージョン定義にまとめて、ソフトウェア製品の一部として共有オブジェクトを配布するのに適切なものに調整するときに、役立ちます。

既存の (非バージョンアップ) 共有オブジェクトのバージョンアップ

既存の非バージョンアップ共有オブジェクトをバージョンアップするには、特に注意が必要です。これは、以前のソフトウェアリリースで配布された共有オブジェクトが、その大域シンボルのすべてを、他のものと結合できるようにしているためです。共有オブジェクトの意図したインタフェースを判定できる可能性はありますが、ソフトウェア開発者が発見して他のシンボルに結合した可能性もあります。したがって、シンボルを削除すると、新しくバージョンアップされた共有オブジェクトの配布時にアプリケーションに障害が生じる場合があります。

既存の非バージョンアップ共有オブジェクトの内部バージョンアップは、既存アプリケーションを破壊することなく、インタフェースを判定して適用できる場合に実現できます。実行時リンカーのデバッグ機能は、各種のアプリケーションの結合条件を検査するために役に立ちます (79ページの「デバッギングエイド」を参照)。ただし、この既存結合条件の判定は、共有オブジェクトを使用するすべてのプログラムがわかっているということを前提としています。

既存の非バージョンアップ共有オブジェクトの結合条件を判定できない場合は、新しいバージョンアップ名を使用して、新しい共有オブジェクトファイルを作成する必要があります (134ページの「バージョンアップファイル名の管理」を参照)。すべ

ての既存アプリケーションの依存関係を満たすには、この新しい共有オブジェクトだけでなく、元の共有オブジェクトも配布する必要があります。

元の共有オブジェクトの実装を一切変更しない場合は、共有オブジェクトのバイナリをそのまま配布するだけで十分でしょう。しかし、元の共有オブジェクトを更新する必要がある場合 (たとえば、パッチや、新しいプラットフォームとの互換性を保つための実装の変更など) は、代替ソースツリーから共有オブジェクトを作り直した方がいいでしょう。

バージョンアップ共有オブジェクトの更新

共有オブジェクトに対する互換性のある変更は、内部バージョンアップによって吸収できます。 (116ページの「インタフェースの互換性」を参照)。すべての互換性のない変更では、新しい外部バージョンアップ名によって、新しい共有オブジェクトを作成する必要があります (134ページの「バージョンアップファイル名の管理」を参照)。

内部バージョンアップによって収容できる互換性のある更新は、次の 3 つの基本分類に属します。

- 新しいシンボルの追加
- 既存のシンボルに対して新しいインタフェースの作成
- 内部実装の変更

最初の 2 つは、インタフェースバージョン定義に適切なシンボルを関連付けることによって実現されます。最後のカテゴリは、関連のシンボルを持たないウィークバージョン定義を作成することによって実現されます。

新しいシンボルの追加

新しい大域シンボルを含む、互換性のある、新しいリリースの共有オブジェクトは、これらのシンボルを新しいバージョン定義に割り当てる必要があります。この新しいバージョン定義は、以前のバージョン定義を継承しなければなりません。

次の `mapfile` の例では、新しいシンボル `foo3` を新しいインタフェースバージョン定義 `SUNW_1.2` に割り当てています。この新しいインタフェースは、元のインタフェース `SUNW_1.1` を継承します。

```
$ cat mapfile
SUNW_1.2 {                  # Release X+1.
        global:
                foo3;
} SUNW_1.1;

SUNW_1.1 {                  # Release X.
        global:
                foo2;
                foo1;
        local:
                *;
};
```

バージョン定義の継承によって、共有オブジェクトのユーザーすべてに記録する必要があるバージョン情報の量が減ります。

内部実装の変更

オブジェクトの実装に対する更新からなる、互換性のある新しいリリースの共有オブジェクト (たとえばバグ修正や性能の改善) にはすべて、ウィークバージョン定義を付ける必要があります。この新しいバージョン定義は、更新の発生時に存在する最新のバージョン定義を継承しなければなりません。

次の mapfile の例では、ウィークバージョン定義 SUNW_1.1.1 を生成しています。この新しいインタフェースは、以前のインタフェース SUNW_1.1 によって提供された実装に対して、内部変更が加えられたことを示します。

```
$ cat mapfile
SUNW_1.1.1 { } SUNW_1.1;     # Release X+1.

SUNW_1.1 {                  # Release X.
        global:
                foo2;
                foo1;
        local:
                *;
};
```

新しいシンボルと内部実装の変更

同じリリースで内部変更と新しいシンボルの追加が同時に発生した場合は、ウィークバージョンとインタフェースバージョン定義の両方を作成する必要があります。次の例は、バージョン定義 SUNW_1.2 と、同じリリース期間中に追加されたインタ

フェース変更 SUNW_1.1.1 を示しています。どちらのインタフェースも元のインタフェース SUNW_1.1 を継承します。

```
$ cat mapfile
SUNW_1.2 {                    # Release X+1.
        global:
                foo3;
} SUNW_1.1;

SUNW_1.1.1 { } SUNW_1.1;      # Release X+1.

SUNW_1.1 {                    # Release X.
        global:
                foo2;
                foo1;
        local:
                *;
};
```

注 - SUNW_1.1 と SUNW_1.1.1 の各バージョン定義へのコメントは、これらが両方とも同じリリースに適用されていることを示しています。

標準インタフェースへのシンボルの併合

場合によっては、ベンダーインタフェースによって提供されたシンボルが、新しい業界標準に組み込まれることがあります。新しい業界標準インタフェースを作成する場合、共有オブジェクトによって提供された元のインタフェース定義を維持することが重要です。これを実現するには、新しい標準インタフェースおよび元ののインタフェースの定義を構築できる、中間バージョン定義を作成する必要があります。

次の mapfile の例は、新しい業界標準インタフェース STAND.1 の追加を示しています。このインタフェースには、新しいシンボル foo4 と既存のシンボル foo3 および foo1 が含まれます。これらは当初、インタフェース SUNW_1.2 および SUNW_1.1 によって提供されたものです。

```
$ cat mapfile
STAND.1 {                     # Release X+2.
        global:
                foo4;
} STAND.0.1 STAND.0.2;

SUNW_1.2 {                    # Release X+1.
        global:
```

(続く)

続き

```
                SUNW_1.2;
} STAND.0.1 SUNW_1.1;

SUNW_1.1.1 { } SUNW_1.1;     # Release X+1.

SUNW_1.1 {                   # Release X.
        global:
                foo2;
        local:
                *;
} STAND.0.2;
                             # Subversion - providing for
STAND.0.1 {                  # SUNW_1.2 and STAND.1 interfaces.
        global:
                foo3;
};
                             # Subversion - providing for
STAND.0.2 {                  # SUNW_1.1 and STAND.1 interfaces.
        global:
                foo1;
};
```

ここで、シンボル foo3 と foo1 は、元のインタフェース定義および新しいインタフェース定義を構築するために使用される自身の中間インタフェース定義に取り込まれます。

注 - SUNW_1.2 インタフェースの新しい定義は、各自のバージョン定義シンボルを参照しています。この参照がないと、SUNW_1.2 インタフェースには即時シンボル参照が含まれないため、ウィークバージョン定義として分類されます。

シンボル定義を標準インタフェースに併合する場合、元のインタフェース定義が引き続き同じシンボル列を表わすことが求められます。これは、pvs(1) を使用して検査できます。次の例は、SUNW_1.2 インタフェースがソフトウェアリリース X+1 に存在する場合のシンボル列を示しています。

```
$ pvs -ds -N SUNW_1.2 libfoo.so.1
        SUNW_1.2:
                foo3;
        SUNW_1.1:
                foo2;
                foo1;
```

ソフトウェアリリース X+2 での新しい標準インタフェースの導入によって、使用可能なインタフェースバージョン定義は変更されますが、元の各インタフェースによっ

て提供されたシンボル列はそのままです。次の例は、インタフェース SUNW_1.2 が引き続きシンボル foo1、foo2、および foo3 を提供することを示しています。

```
$ pvs -ds -N SUNW_1.2 libfoo.so.1
        SUNW_1.2:
        STAND.0.1:
                foo3;
        SUNW_1.1:
                foo2;
        STAND.0.2:
                foo1;
```

アプリケーションが、新しい副バージョンの 1 つだけを参照する場合があります。この場合、以前のリリースでこのアプリケーションを実行しようとすると、実行時バージョンアップエラーが生じます (124ページの「バージョン定義への結合」を参照)。

この場合、アプリケーションバージョン結合は、既存のバージョン名を直接参照することによって昇格することができます (130ページの「追加バージョン定義への結合」を参照)

たとえば、アプリケーションが、共有オブジェクト libfoo.so.1 からシンボルfoo1 だけを参照する場合、そのバージョン参照は STAND.0.2 に対して行なわれます。このアプリケーションを以前のリリースで実行できるようにするには、バージョン制御 mapfile 指示を使用して、バージョン結合を SUNW_1.1 に昇格します。

```
$ cat prog.c
extern void foo1();

main()
{
        foo1();
}
$ cc -o prog prog.c -L. -R. -lfoo
$ pvs -r prog
        libfoo.so.1 (STAND.0.2);

$ cat mapfile
libfoo.so - SUNW_1.1 $ADDVERS=SUNW_1.1;
$ cc -M mapfile -o prog prog.c -L. -R. -lfoo
$ pvs -r prog
        libfoo.so.1 (SUNW_1.1);
```

新しい標準バイナリインタフェースの導入はめったになく、またほとんどのアプリケーションが多くのシンボルをインタフェースバージョンに関係なく参照するため、実際には、この方法でバージョン結合を昇格させる必要はほとんどありません。

付録 C

$ORIGIN による依存関係の記録

概要

実行時リンカーには、必要な依存関係のパス名を発見するための柔軟性が備わっています。デフォルトでは、実行時リンカーは /usr/lib を検索することだけを知っています。このディレクトリは、通常、記録された「実行パス」によって拡張されます。これらのパスは構築時にイメージに記録され、一般に、すべての依存関係の標準インストール場所を指します。この節では、「実行パス」を $ORIGIN によって拡張して、アプリケーションがリンク編集時に構築されるときに、その最終インストール場所を知らなくてもすむようにする方法を説明します。

単一アプリケーションによる $ORIGIN の使用

通常、バンドルされていない製品は、独立した固有の場所にインストールされるように設計されています。この製品は、バイナリ、共有オブジェクト、および関連構成ファイルからなります。たとえば、バンドルされていない製品 ABC は、次の配置をとる場合があります。

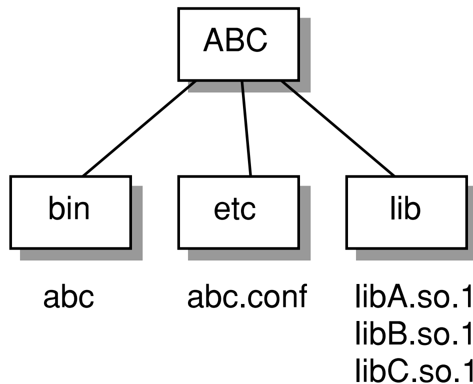


図 C–1　バンドルされていない依存関係

製品が、/opt のもとにインストールされるように設計されていると想定します。通常、ユーザーは、PATH に製品バイナリの位置を示す /opt/ABC/bin を追加する必要があります。各バイナリは、バイナリ内に直接記録された実行パスを使用して、その依存する相手を探します。アプリケーション abc の場合、これは次のようになります。

```
% dump -Lv abc

  [1]   NEEDED  libA.so.1
  [2]   RPATH   /opt/ABC/lib
```

また、libA.so.1 の依存関係でも同様にこれは次のようになります。

```
% dump -Lv libA.so.1

  [1]   NEEDED  libB.so.1
  [2]   RPATH   /opt/ABC/lib
```

この依存関係の表現は、製品が推奨されているデフォルト以外のディレクトリにインストールされるまで正常に作動します。異なるインストール環境が作成された場合、ユーザーは LD_LIBRARY_PATH を使用して、製品アプリケーションを実行しなければなりません。通常、これは、バイナリごとにラッパーを作って対応しますが、場合によっては、適切なオブジェクト内の実行パスを変更しようとするユーザーもいます。

$ORIGIN の紹介

$ORIGIN は、オブジェクトが存在するディレクトリを表わします。この機能は、カーネルによってプロセス開始時に実行時リンカーに提供されたる新しい補助ベクトルに対応しています。この機構を使用すると、バンドルされていないアプリケーションを再定義して、$ORIGIN との相対位置で依存対象の位置を示すことができます。

```
% dump -Lv abc

  [1]    NEEDED  libA.so.1
  [2]    RPATH   $ORIGIN/../lib
```

また、$ORIGIN との関係で libA.so.1 の依存関係を定義することもできます。

```
% dump -Lv libA.so.1

  [1]    NEEDED  libB.so.1
  [2]    RPATH   $ORIGIN
```

したがって、この製品が /usr/local/ABC のもとにインストールされて、ユーザーの PATH にアプリケーション abc 用の /usr/local/ABC/bin が追加されると、次のように、パス名検索でその依存関係が探されます。

```
% ldd -s abc
     find library=libA.so.1; required by abc
      search path=$ORIGIN/../lib  (RPATH from file abc)
      trying path=/usr/local/ABC/lib/libA.so.1
        libA.so.1 =>     /usr/local/ABC/lib/libA.so.1

     find library=libB.so.1; required by /usr/local/ABC/lib/libA.so.1
      search path=$ORIGIN  (RPATH from file /usr/local/ABC/lib/libA.so.1)
      trying path=/usr/local/ABC/lib/libB.so.1
        libB.so.1 =>     /usr/local/ABC/lib/libB.so.1
```

バンドルされていない製品間の依存関係

依存関係の場所に関する次の問題としては、バンドルされていない製品が別のバンドルされていない製品の共有オブジェクトに対して依存関係を持つときの、基本となるモデルを作成する方法が挙げられます。

たとえば、バンドルされていない製品 XYZ は製品 ABC に対して依存関係を持つ場合があります。この依存関係は、ost パッケージインストールスクリプトによって ABC 製品のインストール位置へのシンボルリンクを生成することで確立できます。

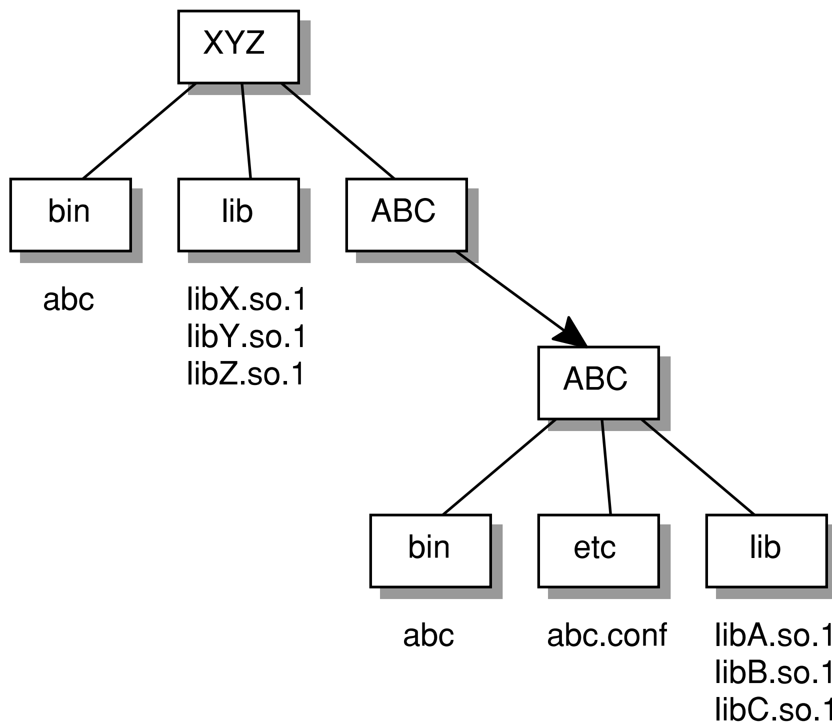


図 C–2　バンドルされていない相互依存関係

XYZ 製品のバイナリと共有オブジェクトは安定した参照位置としてシンボルリンクを使用して、ABC 製品への依存関係を表わします。アプリケーション xyz の場合、これは次のようになります。

```
% dump -Lv xyz
  [1]   NEEDED  libX.so.1
  [2]   NEEDED  libA.so.1
```

```
  [3]   RPATH   $ORIGIN/../lib:$ORIGIN/../ABC/lib
```

libX.so.1 の依存関係でも同様に、これは次のようになります。

```
% dump -Lv libX.so.1
  [1]   NEEDED  libY.so.1
  [2]   NEEDED  libC.so.1
  [3]   RPATH   $ORIGIN:$ORIGIN/../ABC/lib
```

したがって、この製品が /usr/local/XYZ のもとにインストールされている場合は、次のシンボルリンクを確立するために、そのインストール後実行スクリプトが必要です。

```
% ln -s ../ABC /usr/local/XYZ/ABC
```

ユーザーの PATH に /usr/local/XYZ/bin が追加される場合、アプリケーション xyz の呼び出しによって、次のようにパス名検索でその依存関係が探されます。

```
% ldd -s xyz
     find library=libX.so.1; required by xyz
      search path=$ORIGIN/../lib:$ORIGIN/../ABC/lib  (RPATH from file xyz)
      trying path=/usr/local/XYZ/lib/libX.so.1
        libX.so.1 =>     /usr/local/XYZ/lib/libX.so.1

     find library=libA.so.1; required by xyz
      search path=$ORIGIN/../lib:$ORIGIN/../ABC/lib  (RPATH from file xyz)
      trying path=/usr/local/XYZ/lib/libA.so.1
      trying path=/usr/local/ABC/lib/libA.so.1
        libA.so.1 =>     /usr/local/ABC/lib/libA.so.1

     find library=libY.so.1; required by /usr/local/XYZ/lib/libX.so.1
      search path=$ORIGIN:$ORIGIN/../ABC/lib \
                 (RPATH from file /usr/local/XYZ/lib/libX.so.1)
      trying path=/usr/local/XYZ/lib/libY.so.1
        libY.so.1 =>     /usr/local/XYZ/lib/libY.so.1

     find library=libC.so.1; required by /usr/local/XYZ/lib/libX.so.1
      search path=$ORIGIN:$ORIGIN/../ABC/lib \
                 (RPATH from file /usr/local/XYZ/lib/libX.so.1)
      trying path=/usr/local/XYZ/lib/libC.so.1
      trying path=/usr/local/ABC/lib/libC.so.1
        libC.so.1 =>     /usr/local/ABC/lib/libC.so.1

     find library=libB.so.1; required by /usr/local/ABC/lib/libA.so.1
```

(続く)

続き

```
        search path=$ORIGIN  (RPATH from file /usr/local/ABC/lib/libA.so.1)
        trying path=/usr/local/ABC/lib/libB.so.1
         libB.so.1 =>     /usr/local/ABC/lib/libB.so.1
```

索引

A

ABI (アプリケーションのバイナリインタフェースと System V アプリケーションのバイナリインタフェースを参照), 5
$ADDVERS, 「バージョンアップ」, を参照 ,
ar(1), 14
as(1), 2

C

cc(1), 1, 2, 11
COMMON, 24, 36, 38, 184

D

dlclose(3X), 66
dldump(3X), 23
dlerror(3X), 66
dlfcn.h, 66
dlmopen(3X), 144
dlopen(3X), 50, 65, 66, 73, 98, 127, 138
  共有オブジェクト命名規約, 87
  グループ, 67, 69
  順番の影響, 72
  動的実行プログラム, 68, 73
  モード, 68, 73 - 75, 144
dlsym(3X), 50, 66, 75, 78, 128, 138
  特別な処理, 33
  特別なハンドル, 75
dump(1), 6, 51, 54, 101, 103

E

ELF, 2, 9, 99
  (オブジェクトファイルも参照), 169
elf(3E), 6
exec(2), 9, 49, 170

F

f77(1), 11

L

ld.so.1(1) (実行時リンカーも参照), 2, 9, 49
ld(1), 1
ldd(1), 6, 51, 53, 56, 58, 98, 126, 127
ldd(1) オプション, 62
  d, 58, 99, 111
  i, 62
  l, 99
  r, 99, 111
  -v, 126
LD_AUDIT, 145
LD_BIND_NOT, 82
LD_BIND_NOW, 57, 81, 258, 276, 278
LD_BREADTH, 63
LD_DEBUG, 80
LD_DEBUG_OUTPUT, 80
LD_LIBRARY_PATH, 20, 52, 64, 67, 92
LD_LOADFLTR, 99
LD_NOAUXFLTR, 98
LD_OPTIONS, 12, 46
LD_PRELOAD, 59, 64
LD_PROFILE, 112

LD_PROFILE_OUTPUT, 113
LD_RUN_PATH, 22
libdl.so.1, 66
libelf.so.1, 139, 170
libldstab.so.1, 138
lorder(1), 15, 47

M

mapfiles, 281, 297
  エラーメッセージ, 296
  大きさシンボル宣言, 289
  構造, 282
  構文, 282
  初期値, 292
  セグメントの宣言, 283
  対応付け構造, 293
  対応付け指示, 287
  使い方, 282
  例, 290
mmap(2), 49

N

NEEDED, 51, 87
nm(1), 6, 100

P

$PLATFORM, 「検索パス」, を参照 ,
profil(2), 113
pvs(1), 6, 119, 120, 123, 125

R

RPATH (実行パスも参照), 52
RTLD_DEFAULT(依存関係の配列も参照), 33, 75
RTLD_GLOBAL, 68, 73
RTLD_GROUP, 74
RTLD_LAZY, 68
RTLD_NEXT (依存関係の配列も参照), 75
RTLD_NOLOAD, 144
RTLD_NOW, 68
RTLD_PARENT, 74, 75

S

SCD (SPARC Compliance Definition を参照), 5
SGS_SUPPORT, 138
size(1), 99
SONAME, 88
SPARC Compliance Definition, 5
strings(1), 105
strip(1), 44
SUNWosdem, 151, 155, 170
SUNWtoo, 152
System V Application Binary Interface, 304

T

TEXTREL, 103
tsort(1), 15, 47

U

/usr/ccs/bin/ld, 「リンカー」, を参照 ,
/usr/lib, 21, 51, 52, 64, 67, 146
/usr/lib/ld.so.1, 49, 153

あ

アーカイブ, 17
  共有オブジェクトの取り込み, 89
  命名規約, 17
  リンカー処理, 14
  を通る複数のパス, 15
アプリケーションバイナリインタフェース, 5, 95, 115

い

依存関係
  グループ, 67, 69
依存関係の並べ変え, 92
位置に依存しないコード, 102, 254, 271, 272
インタフェース
  公開, 304
  専用, 116
インタプリタ (実行時リンカーも参照), 49

う

ウィークシンボル, 25, 204, 206
  未定義, 32

え

エラーメッセージ
  実行時リンカー, 53, 58, 67, 77, 111, 126, 127
  シンボル, 31
  リンカー, 13, 27 - 30, 42, 90, 103, 130

お

オブジェクトファイル, 2
  基底アドレス, 246
  再配置, 212, 221, 272
  実行時の事前読み込み, 59
  シンボルテーブル, 202, 209
  セクションタイプ, 187, 201
  セクションの整列, 187
  セクションの属性, 192, 201
  セクションヘッダー, 182, 201
  セクション名, 201
  セグメントタイプ, 242, 246
  セグメントの内容, 248, 249
  セグメントへのアクセス権, 247, 248
  大域オフセットテーブル (大域オフセットテーブルを参照), 272
  注釈セクション, 237, 239
  データ表現, 171
  手続きリンクテーブル (プロシージャのリンクテーブルを参照), 273, 277
  プログラムインタプリタ, 256
  プログラムの読み込み, 249
  プログラムヘッダー, 241, 246
  文字列テーブル, 201, 202

か

仮想アドレス, 249
環境変数
  LD_AUDIT, 145
  LD_BIND_NOT, 82
  LD_BIND_NOW, 57, 81, 258, 276, 278
  LD_BREADTH, 63
  LD_DEBUG, 80
  LD_DEBUG_OUTPUT, 80
  LD_LIBRARY_PATH, 20, 52, 64, 67, 92
  LD_LOADFLTR, 99
  LD_NOAUXFLTR, 98
  LD_OPTIONS, 12, 46
  LD_PRELOAD, 59, 64
  LD_PROFILE, 112
  LD_PROFILE_OUTPUT, 113
  LD_RUN_PATH, 22
  SGS_SUPPORT, 138

き

基底アドレス, 246
共有オブジェクト, 2 - 4, 50
  暗黙的定義, 31
  依存関係, 91
  依存関係の並べ変え, 92
  構築 (性能も参照), 85
  実行時名の記録, 87
  実装, 212, 221, 252
  フィルタとしての (フィルタを参照), 93
  明示的定義, 31
  命名規約, 17, 86
  リンカー処理, 15
共有オブジェクトの生成, 31
共有ライブラリ (共有オブジェクトを参照), 2
局所シンボル, 23, 204, 206

け

結合, 1
  依存関係の並べ変え, 92
  ウィークバージョン定義, 131
  共有オブジェクト依存関係, 124
  共有オブジェクトの依存関係への, 87
  バージョン定義, 124
  レイジー, 57, 68, 81
検索パス
  実行時リンカー, 21, 50, 98
  リンク編集, 18

こ

コンパイル環境 (リンク編集とリンカーも参照), 1, 4, 17, 86

さ

再配置, 54, 107, 112, 212, 221
  関数参照, 56, 57
  コピー, 109

実行時リンカー, 55, 57, 68, 81
シンボル, 54, 107
非シンボル, 54, 107
再配置可能オブジェクト, 2
サポートインタフェース
実行時リンカー (rtld-監査), 137, 143
実行時リンカー (rtld-デバッガ), 137, 153
リンカー (ld-サポート), 137

し

事前読み込みオブジェクト (LD_PRELOAD も参照), 59
実行可能なリンク書式 (ELF 参照), 2
実行可能ファイルの作成, 29
実行時環境, 5, 17, 86
実行時リンカー, 2, 3, 49, 256
共有オブジェクトの処理, 50
検索パス, 21, 50
再配置処理, 54
初期設定と終了ルーチン, 62
セキュリティ, 64, 146
追加オブジェクトの読み込み, 59
名前空間, 144
バージョン定義の検査, 126
プログラミングインタフェース (dlopen(3X) ルーチンのファミリーも参照), 65
リンクマップ, 144
レイジー結合, 57, 68, 81
実行時リンカーのサポートインタフェース (rtld-監査), 137, 143
la_version, 146
la_i86_pltenter, 149
la_objclose, 150
la_objopen, 146
la_pltexit, 150
la_preinit, 147
la_sparcv8_pltenter, 149
la_symbind32, 147
実行時リンカーのサポートインタフェース (rtld-デバッガ), 137, 153
ps_global_sym, 166
ps_pglobal_sym, 167
ps_plog, 167
ps_pread, 166
ps_pwrite, 166
rd_delete, 157
rd_errstr, 158
rd_event_addr, 161
rd_event_enable, 161
rd_event_getmsg, 163
rd_init, 156
rd_loadobj_iter, 160
rd_log, 158
rd_new, 157
rd_objpad_enable, 165
rd_plt_resolution, 164
rd_reset, 157
実行時リンク, 3
実行パス, 21, 52, 64, 67, 82, 91
出力ファイルイメージの生成, 43
初期設定と終了, 11, 22, 62
シンボル
auto-reduction (自動縮小), 36
COMMON, 24, 36, 38, 184
アーカイブの抽出, 14
一時的, 184
ウィーク, 14, 25, 32, 205
局所, 23, 204, 206
公共インタフェース, 116
実行時検索, 57, 68, 69, 79, 81
自動縮小, 118, 307
絶対, 184
絶対的な, 36
専用インタフェース, 116
存在テスト, 32
大域, 23, 25, 116, 204, 206
定義, 14, 24, 29
範囲, 69, 73
未確定, 14, 24, 33, 36, 38
未定義, 14, 24, 29, 31
リファレンス, 14, 29
シンボル解析, 23, 24, 43
検索範囲, 69
重大な, 28
シンボルの可視性, 69
挿入 (挿入も参照), 56
単純な, 25
複雑な, 27
複数の定義, 16
シンボルの解釈, 23
シンボルの予約名, 44
_fini, 22
_init, 22

_DYNAMIC, 44
_edata, 44
_end, 44
END, 44
_etext, 44
_GLOBAL_OFFSET_TABLE_, 45, 273
main, 45
_PROCEDURE_LINKAGE_TABLE_, 45
_start, 45
START, 45

せ

静的実行可能ファイル, 2
性能
位置に依存しないコード (位置に依存するコードを参照), 102
基本システム, 101
共有可能性の最大化, 104
再配置, 107, 112
参照効率の改善, 107, 112
自動変数の使用, 106
多重定義の短縮, 105
データセグメントの最小化, 104
バッファーの動的割り当て, 106
セキュリティ, 64, 146
セクション, 9, 100
(セクションタイプも参照), 9
セクションタイプ, 22, 51, 109
.bss, 9
.data, 9, 104
.dynamic, 44, 50
.dynstr, 44
.dynsym, 44
.fini, 22, 62
.got, 45, 55
.init, 22, 62
.interp, 49
.picdata, 105
.plt, 45, 57, 112
.rela.text, 10
.rodata, 104
.strtab, 10, 44
.SUNW_version, 231
.symtab, 10, 44
.text, 9
セグメント, 9, 100
データ, 100, 102
テキスト, 100, 102

そ

挿入, 26, 27, 56, 60, 117

た

大域オフセットテーブル, 45, 55, 103, 221, 272, 273
大域シンボル, 23, 116, 204, 206
多重に定義されたシンボル, 43

て

定義したシンボルの乗算, 204, 206
データ表現, 171
手続きリンクテーブル, 103, 221, 273, 277
SPARC, 274, 277
デバッギングエイド
実行時リンカー, 79
リンク編集, 45
デモンストレーション
prefcnt, 152
sotruss, 151
symbindrep, 152
whocalls, 151

と

動的実行可能ファイル, 2, 4
動的情報タグ
NEEDED, 51, 87
RPATH, 52
SONAME, 88
TEXTREL, 103
動的リンク, 5
実装, 212, 221, 252

な

名前空間, 144

に

入力ファイルの処理, 13

は

バージョンアップ, 115
    イメージ内での定義の生成, 117
    イメージ内の定義の生成, 35, 42
    概要, 115
    基本バージョン定義, 119
    公共インタフェースの定義, 42, 118
    実行時の検査, 126, 127
    正規化, 125
    定義, 116, 117, 124
    定義への結合, 124, 128
    ファイル制御命令, 128
    ファイル名, 117, 308
パッケージ
    SUNWosdem, 151, 155, 170
    SUNWtoo, 152

ひ

表記上の規則, xiii
標準フィルタ, 93, 94

ふ

フィルタ, 93
    標準, 93, 94
    補助, 93, 96, 98
プラットフォーム固有の補助フィルタ, 98
フィルティー, 269, 270
プログラムインタプリタ, 256
プログラムのインタプリタ, 49
    (実行時リンカーも参照), 49
プロシージャのリンクテーブル, 45, 57

へ

ページング, 252, 249

ほ

補助フィルタ, 93, 96

み

未確定シンボル, 14, 24, 36, 38
未定義シンボル, 29

め

命名規約
    アーカイブ, 17
    共有オブジェクト, 17, 86
    ライブラリ, 17

ら

ライブラリ
    アーカイブ, 17
    共有, 212, 221, 252
    命名規約, 17

り

リンカー, 1, 9
    エラーメッセージ, 1
    オプションの指定, 12
    概要, 9
    コンパイラドライバを使用して起動する, 11
    セクション, 9
    セグメント, 9
    直接起動する, 10
    デバッギングエイド, 45
リンカーオプション
    -a, 300
    -B dynamic, 18
    -B group, 270
    -B reduce, 36, 43
    -B static, 18, 301
    -B グループ, 69, 74
    -D, 46, 300
    -e, 45
    -f, 93
    -G, 85
    -h, 51, 88, 136, 302
    -i, 20
    -l, 14, 16, 19, 86, 134, 299
    -M, 10, 16, 27, 34, 35, 116, 118, 128, 281, 301, 306
    -r, 11, 21, 91, 300 - 302
    -s, 44, 138
    -t, 27, 28
    -u, 34
    -Y, 19
    -z allextract, 14

-z defaultextract, 15
-z defs, 31, 145, 301
-z ignore, 16
-z initfirst, 270, 271
z loadfltr, 99, 270
-z muldefs, 29
-z nodefs, 30, 58
-z nodelete, 270
-z nodlopen, 270
-z noversion, 42, 119, 126
z now, 57, 68, 269
z text, 103, 301
-z weakextract, 14, 206
リンカー出力
共有オブジェクト, 3
再配置可能オブジェクト, 2
静的実行可能ファイル, 2
動的実行可能ファイル, 3
リンカーのサポートインタフェース (ld-サポート), 137
ld_atexit, 141
ld_file, 140
ld_section, 140
ld_start, 139
リンク編集, 2, 202, 221, 252
アーカイブ処理, 14
共有オブジェクトとアーカイブの混合, 17
共有オブジェクトの処理, 15
検索パス, 18, 19
コマンド行上のファイルの位置, 18
追加ライブラリの追加, 16
定義したシンボルの乗算, 206
動的, 212, 221, 252
入力ファイルの処理, 13
バージョン定義への結合, 124, 128
ライブラリ入力処理, 14
ライブラリのリンクオプション, 14

れ

レイジー結合, 57, 68, 81
レイジー結合機構の開発, 143

わ

割り込み, 40, 78