

# オペレーティングシステム



資料 第 **7** 分冊(H27)

村田正幸 (murata@ist.osaka-u.ac.jp)  
○松田秀雄(matsuda@ist.osaka-u.ac.jp)

## 演習問題 No.6の解説(1)

	Allocation	Max	Need	Available
資源型j	1 2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3
プロセス				3 3 2
P1	0 1 0	7 5 3	7 4 3	
P2	2 0 0	3 2 2	1 2 2	
P3	3 0 2	9 0 2	6 0 0	
P4	2 1 1	2 2 2	0 1 1	
P5	0 0 2	4 3 3	4 3 1	

P5の資源割付け要求(0 2 0)

## 演習問題 No.6の解説(2)

	Allocation	Max	Need	Available
資源型j	1 2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3
プロセス				<b>3 3 2</b>
P1	0 1 0	7 5 3	7 4 3	
P2	2 0 0	3 2 2	1 2 2	
P3	3 0 2	9 0 2	6 0 0	
P4	2 1 1	2 2 2	0 1 1	
P5	0 0 2	4 3 3	<b>4 3 1</b>	Request 0 2 0

Request(5,j) ≤ Need(5,j)かつ  
Request(5,j) ≤ Available(j) (j=1,2,3)なので  
Request(5,j)は割付け可能

## 演習問題 No.6の解説(3)

	Allocation	Max	Need	Available
資源型j	1 2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3
プロセス				<b>3 1 2</b>
P1	0 1 0	7 5 3	7 4 3	
P2	2 0 0	3 2 2	1 2 2	
P3	3 0 2	9 0 2	6 0 0	
P4	2 1 1	2 2 2	0 1 1	
P5	<b>0 2 2</b>	4 3 3	<b>4 1 1</b>	Request 0 2 0

資源割付け処理後の状態は安全か？

## 演習問題 No.6の解説(4)

	Allocation	Max	Need	Available	Work
資源型j	1 2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3
プロセス				3 1 2	3 1 2
P1	0 1 0	7 5 3	7 4 3	系列⑤	10 5 7
P2	2 0 0	3 2 2	1 2 2	②	7 2 3
P3	3 0 2	9 0 2	6 0 0	③	10 2 5
P4	2 1 1	2 2 2	0 1 1	①	5 2 3
P5	0 2 2	4 3 3	4 1 1	④	10 4 7

資源割付け可能なプロセスの系列P4, P2, P3, P5,  
P1が存在するので安全である

## 演習問題 No.6の解説(5)

	Allocation	Max	Need	Available
資源型j	1 2 3	1 2 3	1 2 3	1 2 3
プロセス				<b>3 3 2</b>
P1	0 1 0	7 5 3	7 4 3	
P2	2 0 0	3 2 2	1 2 2	
P3	3 0 2	9 0 2	6 0 0	
P4	2 1 1	2 2 2	0 1 1	
P5	0 0 2	4 3 3	<b>4 3 1</b>	Request 0 3 0

Request(5,j) ≤ Need(5,j)かつ  
Request(5,j) ≤ Available(j) (j=1,2,3)なので  
Request(5,j)は割付け可能

## 演習問題 No.6の解説(6)

	Allocation			Max			Need			Available		
資源型j	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3
プロセス										<u>3</u>	<u>0</u>	<u>2</u>
P1	0	1	0	7	5	3	7	4	3			
P2	2	0	0	3	2	2	1	2	2			
P3	3	0	2	9	0	2	6	0	0			
P4	2	1	1	2	2	2	0	1	1			
P5	<u>0</u>	<u>3</u>	<u>2</u>	4	3	3	<u>4</u>	<u>0</u>	<u>1</u>	Request	0	3

資源割付け処理後の状態は安全か？

## 演習問題 No.6の解説(7)

	Allocation			Max			Need			Available			Work		
資源型j	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3
プロセス										3	0	2	3	0	2
P1	0	1	0	7	5	3	7	4	3						
P2	2	0	0	3	2	2	1	2	2						
P3	3	0	2	9	0	2	6	0	0						
P4	2	1	1	2	2	2	0	1	1						
P5	0	3	2	4	3	3	4	0	1						

資源割付け可能なプロセスの系列が存在しないので安全ではない

## プロセス管理の実装

- オペレーティングシステムごとにいろいろな方式がある
- プロセスの生成とプログラムの実行が一体化
  - spawnなど
- プロセスの生成とプログラムの実行が別
  - プロセスの作成: fork
  - プログラムの実行: exec

## fork

- プロセスの複製を作る
- UNIXの成功により他のOSに広まった
- 利点
  - 動作が単純(実行したプロセスの複製を作るだけ)であり、引数が不要
  - プログラムの実行環境
    - 外部で柔軟に決められる
  - プロセス生成時の初期化が楽になる

## forkの仕様:

- 呼び出し形態
  - pid=fork() (引数無し)
- 戻り値:
  - エラー -1
  - 親プロセス 子プロセスのプロセスID
  - 子プロセス 0
- 親プロセスと子プロセスは同じ内容
  - プロセスIDは異なる

## forkの使用例(rlogin)

```

If ((pid=fork())==-1) {
    perror("fork");
    exit(1);
}
If (pid==0) {
    while(ネットワークからデータ受信) {
        データを画面に表示
    }
} else {
    while(キーボードからデータ読み取り) {
        ネットワークに送信
    }
}

```



## セマフォの作成・検索(semget)

- 一般形 `int semget(key_t key, int nsems, int semflag);`
- key: 同じプロセスからforkで生成されたプロセス間で使用するセマフォか、任意のプロセス間で使用するセマフォかを定める
- 任意のプロセス間で使用するには、セマフォはファイルの一種としてパス名で指定され、各プロセスでsemgetを実行(最初に実行したプロセスが作成し、他は検索)
- nsems: セマフォの個数(同じIDで複数個のセマフォを作成できる)
- 同じプロセスからforkされたプロセス間で使用  
`int semid=semget(IPC_PRIVATE, 1, 0666);`
- 任意のプロセス間で使用  
`key_t key=ftok("/tmp/sem1", 1);`  
`int semid=semget(key, 1, 0666 | IPC_CREAT);`

## セマフォの制御(semctl)

- 一般形  
`int semctl(int semid, int semnum, int cmd, ...);`
- セマフォの初期値設定
  - semgetではセマフォに初期値を設定できない(semgetはすべてのプロセスで実行されるため初期値の設定はできない)
  - `semctl(semid, 0, SETVAL, 1);` (0番目のセマフォの初期値を1に設定)
- セマフォの消去
  - 指定されたセマフォ全体を削除(semnumは無視される)
  - セマフォでブロックしているすべてのプロセスを実行可能にする  
`semctl(semid, 0, IPC_RMID, 0);`
- セマフォの値の取得  
`semctl(semid, 0, GETVAL, c_arg);` (c\_argは値を入れる構造体)

## セマフォの操作(semop)

### 一般形

- `int semop(int semid, struct sembuf *sops, unsigned nsops);`
- sembuf型の構造体(個数がnsops個)に操作のパラメータを設定して呼び出す
  - sembuf型の構造体中のsem\_opの値の符号で動作が変わる
    - 値が負の場合(wait操作):
      - セマフォの値が、sem\_opの絶対値以上の時は、セマフォの値を絶対値の数だけ減らす
      - セマフォの値が、sem\_opの絶対値未満の時は、絶対値の値以上になるまでブロックし、値以上になったとき絶対値の数だけ減らす
    - 値が正の場合(signal操作)
      - その値をセマフォの値に加える

## 2進セマフォの例

- wait操作  
`struct sembuf sb;`  
`sb.sem_num = 0;`  
`sb.sem_op = -1;`  
`sb.sem_flg = 0;`  
`semop(sid, &sb, 1);`
- signal操作  
上のsb.sem\_op = -1;をsb.sem\_op = 1;に変えるだけ

## UNIXとWindows NTでのプロセスの実装

- UNIX
  - 情報科学の研究の共通基盤として開発
    - OSの新機能の試験環境として利用されてきた
  - UNIX互換OS(Linuxなど)が無償で利用できる
  - 後から追加した機能が多い(仮想記憶、スレッド、GUIなど)
- Windows NT
  - 商用OSとして当初から多数の機能を盛り込む
  - GUIの機能をカーネル内に入れている(応答性重視)

## UNIXの概要

- 1969年誕生 当初はunics(multicsへの対抗)
- AT&Tベル研究所で開発(DEC社のPDP-7)
  - Ken Thompson, Dennis Ritchie
- メーカ以外で開発されたはじめての実用OS
  - 特定のメーカーのハードウェアに縛られない
  - ユーザの視点に立った設計
  - 使い勝手の良さから注目される
- 1973年にPDP-11に移植
  - C言語を用いて書きなおす
  - 移植性、可読性の向上

## 商用UNIXの開発

- ペル研究所での研究
  - 7th→8th→Plan9→(ルーセント社へ)
- 32ビットUNIX
  - 32V...仮想記憶はない
- 商用UNIX
  - System III→System V Release 1
  - System VR2, 3, 4, 4.1, 4.2, 4.2MP
- Novell社 UnixWare
- The SCO GroupがUNIXの著作権を主張
  - Novell社から著作権を譲り受けて所有していると主張し、IBMなど自社計算機にLinuxを使用して販売しているメーカーを著作権侵害で提訴中(2007年8月に著作権譲渡が完全には行われていなかったという判決が下る)

## UCBでのUNIX開発

UCB(カリフォルニア大学バークレー校)

- Version6 UNIXを改良
  - 1BSD として配布
- Version7, 32V UNIXを基盤として
  - 3BSD: 各種ユティリティ、コンパイラなど
  - 4BSD: 完全なOS
    - 仮想記憶
  - 4.2BSD TCP/IPネットワーキング
  - 4.2BSDが急速に普及

## UCBの動き

- 4.xBSDのソースを精査...1990年代
  - AT&T UNIX由来のコードを含むものを識別
- AT&T由来以外のソースを公開
- 作業をさらに続ける
- USLとの訴訟...和解
- 配布自由な 4.4BSD-Liteを発表(1993)
  - ソースファイルが5個不足しているが、これを補えば、実際に動作するフリーのUNIXができる
  - NetBSD, FreeBSD, OpenBSDの基礎になる

## UNIXの標準化

- 米国電気電子学会(IEEE)を中心
  - POSIX
  - Portable Operating System Interface
- UNIX系OSは皆POSIX準拠に
- UNIXの標準化
  - 一本化して The Open Groupが管理
  - UNIXの規格を制定(UNIX95, UNIX98, 他)

## UNIXライクOS

- MINIX
  - A. S. Tanenbaum 教授 作
  - V7相当の機能、OS教育用
  - 内部構造は独自
- 非UNIX OS上でのUNIX互換環境
  - EUNICE(VMS)
- Linux
  - Linus Torvalds 作(カーネルのみ)
  - MINIXの非実用性に不満
  - 商用OSも始まる(RedHat, SuSEなど)

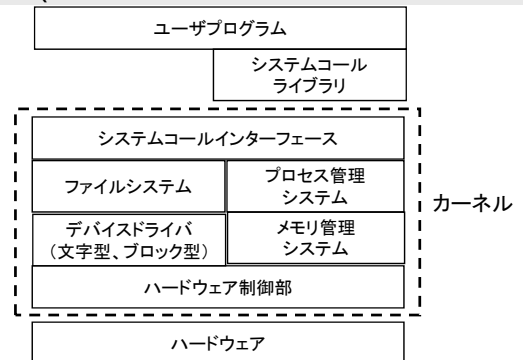
## UNIXの特徴 (1)

- simplicity, elegance and ease of use
- シンプルなファイルシステム
  - バイトストリーム
- 階層ファイルシステム
  - 個々のディスク上のファイルシステムを接合
- 「ファイル」で資源を抽象化
  - 入出力装置
  - プロセス間通信
  - 通常のファイル

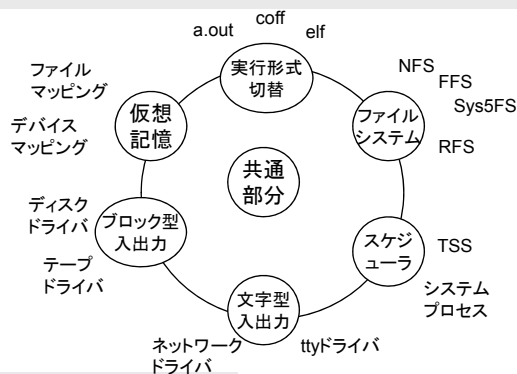
## UNIXの特徴 (2)

- あらゆる資源を単一の方法で扱える
  - ファイル入出力、プロセス間通信、システムコールを使い分ける必要がない
- 豊富なプログラミング言語、ツール
  - ツール=コマンド=ユーティリティプログラム
- ツールキットアプローチ
  - 単機能のツール
  - 自由に組み合わせ可

## カーネルの構成例 (伝統的なUNIXカーネル)



## 最近のUNIXのカーネル



## UNIXでのプロセスの実装

- プロセスの作成とプログラムの実行を分離
  - プロセスの作成: `fork`
  - プログラムの実行: `exec`
- 利点
  - シンプルなシステムコールで済む(自分の複製を作って、それがプログラムを実行する)
  - プロセス生成時の初期化が楽になる(親プロセスの領域が複製されているので、変更箇所のみ変えればよい)

## プロセス生成時の動作

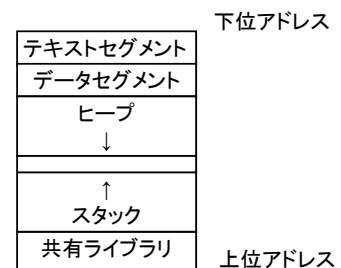
### forkの実行

- 子プロセスのためのプロセステーブルの空きエントリを確保し、親のプロセステーブルのエントリの内容をコピーする(子のプロセスIDと親のプロセスIDをセットし直す)
- スタックとデータセグメントの領域(ユーザテーブルを含む)を確保し、その内容を親からコピーする
- プロセステーブルのエントリのポインタを新しい領域を指すように変更する。テキストセグメントは共有し、スタックとデータセグメントは独立した領域となる。

### execの実行

- テキストとデータのセグメントの領域を新たに確保し、プロセステーブルのエントリのポインタを変更する。

## (参考)UNIXのプロセス領域



## UNIXでのプロセスのスケジューリング

### プロセスの優先度に基づいて行われる

- 優先度は整数を用いて表され、小さい値の方が優先度が高い(ユーザーモードで実行しているプロセスの優先度は正の値、カーネルモードでは負の値)
- 優先度ごとに実行可能なプロセスのキューが用意されている(図5.10)
- 優先度の最も高いプロセスのキューの先頭にあるものが順に実行される
- 実行プロセスは、入出力待ちなどでブロックされるか、あるいはタイムスライス(100ミリ秒程度)が経過するまで連続して実行できる

### すべてのプロセスの優先度は1秒ごとにCPU時間の消費量に応じて再計算される

- 長時間CPUを割り付けられなかったプロセスの優先度は上げられ、最近プロセスを割り付けられたプロセスの優先度は下げられる

## タイムスライスの決め方

- タイムスライスの時間を短くすると、
  - プロセスの切替えが頻繁に起こり、他のプロセスが実行し続けることによる待ち時間が減る(応答時間が小さくなる)
  - 短くしすぎると、プロセススイッチばかりに時間が取られて、プロセスの実行効率が悪くなる
- タイムスライスの時間を長くすると、
  - プロセススイッチがまれにしか起こらなくなり、プロセスの実行効率が上がる
  - 一度プロセスが中断されると、次に実行が再開されるまでに長時間待たされることになる(待ち時間、応答時間が大きくなる)
- プロセスによって適切なタイムスライスの値が異なる
  - 対話的な処理では短くして応答時間を削減(応答性能重視)
  - 計算主体の処理では大きくして実行効率を上げる
  - UNIXでは、10ms程度の基準時間(timer tick)ごとにプロセスの実行状況を監視して、タイムスライスの値を調整している

## Windows NT

- マイクロソフトが開発した32ビットOS
  - ユーザーインターフェースは Windows 3.1, Windows 95等と同じ
  - マルチユーザ・マルチタスク
  - 互換性、信頼性、移植性など
- Windows NT3.5, NT4.0, 2000, XP, Vista, 7, 8
- Windows 9x系列からの移行
  - 95, 98, Meを、XPで統合へ

## Windows (1)

- IBMのパーソナルコンピュータ IBMPC
- OSはマイクロソフトが担当
  - MS-DOS 1.0
  - マイクロソフトにとっての初めてのOS製品
- MS-DOS 2.0
  - UNIXを意識した拡張(ファイルシステムのディレクトリ構造など)

## Windows (2)

- プロセッサの進歩につれWindowsも進歩
  - 実用レベルのものはなかなか出なかった
- IBMと共同でOS/2を開発
  - 80286(16ビットCPU)以上で動作
  - その後、協力関係を破棄
- Windows 386
  - 80386(32ビット) 以上で動作
  - かなり使い物になるようになってきた

## Windows(3)

- Windows 3.0 → Windows 3.1 → Windows 95 → Windows 98 → Windows Me
  - MS-DOSの上に32bit APIとGUIを載せたもの
  - マルチタスク機能貧弱、シングルユーザ
- 独自のOS開発を決意
  - 1988年
  - David CutlerをDECから引き抜く
    - VMSの開発者
- Windows NT (New Technology)と名付ける





## 移植性

- HAL (Hardware Abstraction Layer)
  - ハードウェアの違いを吸収
- 高級言語で記述
- 複数のCPUファミリーに対応
  - IA32, MIPS Rx000, IBM PowerPC, DEC Alpha
- 現在では (基本的に) IA32
  - Server Editionで、ItaniumやAMD64をサポート
  - x64 Editionで、AMD64, Intel EM64Tをサポート

## 信頼性

- カーネルモードとユーザーモードの分離
  - ユーザアプリケーションはカーネルに干渉できない
- ユーザプロセス相互の分離
- カーネルモードのプログラム
  - モジュールに分割
  - 階層構成

## 拡張性

- モジュール化
  - 機能追加が容易
  - カーネルモードで機能の追加
  - ユーザモードで機能の追加
- モジュールを追加ロードすればよい
  - APIが増える/変わる

## WindowsNTシステムの構成



## Windows NTシステムの構成

- カーネルモード
  - NT Executiveが動作する
- ユーザモード
  - サブシステムが動作する
- NT Executive
  - NTシステムサービス
  - 機能モジュール群
- サーバとクライアント(ワークステーション)のモデルがある

## NT Executive

- オブジェクトマネージャ
- LPC機能
- セキュリティ参照モニタ
- プロセスマネージャ
- 仮想メモリマネージャ
- I/Oシステム
- Win32USER, GDI (Graphical Device Interface)
  - NT3.5まではユーザモードで動作していたが、NT4.0からは性能向上のためカーネルモードで動作させるようになった

## NT マイクロカーネル

- スレッドのスケジューリングとディスパッチ
- 割込み処理とディスパッチ
- 例外処理とディスパッチ
- マルチプロセッサの同期
- カーネルオブジェクトの提供
  - ディスパッチャオブジェクト
  - コントロールオブジェクト
- マルチプロセッサ(マルチコア)に対応

## Windows NTでのプロセスの生成

- 新しいプロセスはspawnとexecの2種類の関数で生成
- exec関数: 新しいプロセスの領域は、呼出し元のプロセスの領域を上書きし、呼出し元のプロセスは消滅する
- spawn関数: 新しいプロセスと、呼出し元のプロセスの両方がメモリ中に存在することが可能
  - **P\_OVERLAY**: 親プロセスを子プロセスでオーバーレイし、親プロセスを破壊する (exec 関数の呼び出しと同じ結果)
  - **P\_WAIT**: 新しいプロセスが終了するまで、呼出し元のスレッドを一時停止する (同期\_spawn 関数)
  - **P\_NOWAIT** または **\_P\_NOWAITO**: 子プロセスと並行して親プロセスを実行する (非同期\_spawn 関数)
  - **P\_DETACH**: 親プロセスの実行を継続し、子プロセスはバックグラウンドで実行する (キーボードからアクセス不能)

[http://www.microsoft.com/JAPAN/developer/library/vccore/\\_crt\\_process\\_and\\_environment\\_control.htm](http://www.microsoft.com/JAPAN/developer/library/vccore/_crt_process_and_environment_control.htm)

## Windows NTでのプロセスの生成(2)

	ファイルサーチにPATH変数を使うか	引数の渡し方	環境設定
_execcl, _spawnl	×	引数並び	親プロセスから継承
_execclp, _spawnlp	×	引数並び	環境テーブルのポインタを引数で渡す
_execcl, _spawnl	○	引数並び	親プロセスから継承
_execclp, _spawnlp	○	引数並び	環境テーブルのポインタを引数で渡す
_execvp, _spawnvp	×	配列	親プロセスから継承
_execvpe, _spawnvpe	×	配列	環境テーブルのポインタを引数で渡す
_execvp, _spawnvp	○	配列	親プロセスから継承
_execvpe, _spawnvpe	○	配列	環境テーブルのポインタを引数で渡す

## Windows NTにおけるスケジューリング

- 優先度順とラウンドロビンの組合せ
- 優先度の値は0から31までの整数値(値が大きいほど優先度が高い)
- プロセスとスレッドの優先度がある
  - スレッドの優先度はプロセスの優先度のクラスによって変わる
- 一つのプロセスにおける複数のスレッドを別々のプロセッサ上で実行可能(SMP: Symmetric Multi Processingに対応)

## Mac OS X

- MacのOSには、OS X(ten)と、それ以前のOS (Mac OSというと普通はこちらを指す)がある
- Mac OSは当初はハードウェアと一体化しており、OSだけを別に取り扱うことはなかった
- Mac OS Xより、Mach(BSD系のUNIXの一種)をベースにしたOSとして全く新たに作り直した  
UNIX → Mach → OPENSTEP → Mac OS X
- Mac OS Xのカーネルは、Machを基にしたマイクロカーネル構成
  - ただし一部のシステムサービスはカーネルに取り込んでいる

## UNIXとWindows NT

	UNIX	Windows NT
位置付け	情報科学の研究基盤としてのOS(ソースの公開)	ビジネス利用のための商用OS
カーネルの構成	基本的に単一カーネル方式(研究用にマイクロカーネル方式を取るものもある)	マイクロカーネル方式によるモジュール化(効率化のため、一部のシステムサービスはカーネルで実行)
スケジューリング	以前はプロセス単位(今はスレッド単位が多い) 優先度順スケジューリング(CPU割付け状況で調整) <b>計算性能を重視</b>	スレッド単位で行われる優先度順とラウンドロビンを組み合わせたスケジューリング <b>応答性能を重視(ビジネス向けのOS)</b>
スレッドへの対応	対応はまちまち	初めからOSの機能として提供(ユーザスレッドの数だけカーネルスレッドを作成)