



ARIB STD-T77

PIAFSリアルタイムプロトコル

標 準 規 格

ARIB STANDARD

ARIB STD-T77 1.0版

平成13年 7月27日 策 定

社団法人 電 波 産 業 会

Association of Radio Industries and Businesses

本資料の複写及び配布の権利は、社団法人電波産業会に帰属します。

目 次

1. 概要	1
2. 参照している標準	2
3. 定義及びフォーマット規定	3
3.1 定義	3
3.2 フォーマット規定	3
4. 略語	4
5. システム構成	5
5.1 参照点と適用例	5
5.2 端末のプロトコルスタック	6
5.3 プロトコルのレベル	7
6. プロトコルの起動方法	8
6.1 呼接続	8
6.2 データリンク確立	8
6.2.1 インバンドネゴシエーション	8
6.2.2 多重化プロトコルレベル整合	10
6.3 初期設定	11
6.3.1 相互同意による映像の交換	12
6.4 通信	12
6.4.1 多重化プロトコルレベル変更	12
6.4.2 不慮の切断	13
6.5 データリンクの解放	13
6.6 呼の解放	14
6.7 シーケンス図例	14
7. プロトコル仕様	19
7.1 インバンドネゴシエーション	19
7.1.1 インバンドネゴシエーションの位置づけ	19
7.1.2 インバンドネゴシエーション手順	20
7.1.3 インバンドネゴシエーションの競合	23
7.1.4 システム定数一覧	24
7.2 リアルタイムプロトコルレイヤ仕様	25
7.2.1 全般的事項	25

7.2.2 レベル0 プロトコル	25
7.2.3 レベル1 プロトコル	25
7.2.4 レベル2 プロトコル	26
7.2.5 レベル3 プロトコル	26
付録1： ITU-T 勧告との相違	27
1.1 ITU-T 勧告との関係とリアルタイムプロトコルに特有な項目	27
付録2： 実装上の留意事項	28
2.1 インバンドネゴシエーション完了の判定処理	28
2.1.1 インバンドネゴシエーション完了判定における課題	28
2.1.2 PIAFS リアルタイムプロトコル規定における インバンドネゴシエーションの完了判定	28
2.1.3 ネゴシエーション時間を短縮するオプション	30
2.1.4 起動側端末における考慮	31
2.2 端末のハンドオーバ時への配慮	32
2.3 MUX-PDU の同期探索と送信タイミング	33
2.3.1 PHS 網の4ビット構造の利用	33
2.3.2 ネゴシエーションフレームにオクテット同期した MUX-PDU 処理	33
2.3.3 受信側での同期探索処理	34
付属資料1	35
付属資料2	37
付属資料3	43

1. 概要

本標準規格では、PHS の 32kbit/s 非制限デジタルベアラを用いて、PIAFS 手順のインバンドネゴシエーションにおいてプロトコル種別がリアルタイムプロトコルとして選択される伝送方式について規定する。

本標準規格にて規定される伝送方式は、PIAFS リアルタイムプロトコルと呼ばれ、エンド・エンド間において、全 2 重の動画、音声、その他のデータなどの多重化伝送、誤り訂正、再送制御機能を提供するプロトコルであり、特にリアルタイム性の強い動画像通信に用いられる。また、本標準規格のインバンドネゴシエーション手順により、データ伝送プロトコル上のアプリケーションと、リアルタイムプロトコル上のアプリケーションとを PIAFS 手順上で選択的に用いることが可能となる。

本標準規格におけるプロトコルの規定範囲を図 1 - 1 に示す。

PIAFS リアルタイムプロトコルは、インバンドネゴシエーション手順と多重化伝送制御手順とから構成される。

- ・ インバンドネゴシエーション手順
データ伝送プロトコル、リアルタイムプロトコル、将来プロトコルなどから適切なプロトコルを選択するネゴシエーション手順。
- ・ 多重化伝送制御手順
音声 / 画像などの多重化伝送及び、メディアの特性に応じた誤り制御機能を提供する手順。

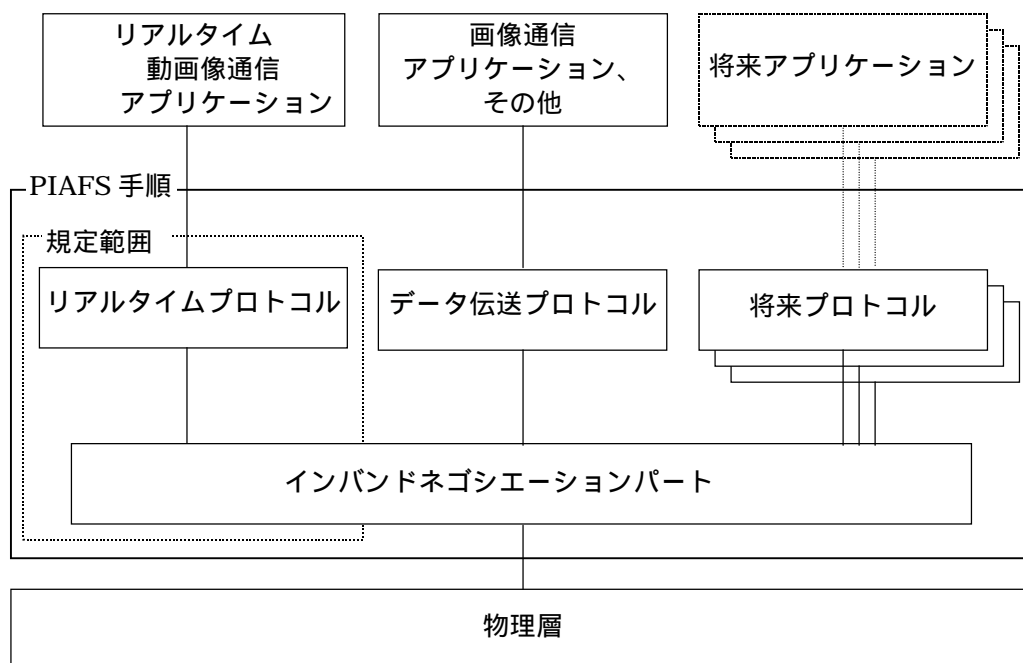


図 1 - 1 本標準規格の規定範囲

2. 参照している標準

本標準規格で参照している ITU 勧告 / TTC 標準等を以下に示す。

なお、参照している ITU 勧告または TTC 標準が引用されている箇所は本標準規格中に明示的に記述する。もし、本標準規格の記述と、参照している勧告または標準が規定している内容が異なる場合には、勧告または標準での記述が優先される。

注：本標準規格の参照先は、ITU 勧告に対応した TTC 標準が存在する場合は、TTC 標準を優先する。また、本標準規格が発行された後に TTC 標準が作成された場合は、参照先を ITU 勧告から TTC 標準へ変更するように本標準規格が改版される可能性がある。

- [1] 第二世代コードレス電話システム標準規格第 3.3 版,ARIB,1995.
- [2] PIAFS プロトコル標準規格第 1.0 版,ARIB,2001.
- [3] TTC 標準 JT-H324 - 低ビットレートマルチメディア通信端末,1996
- [4] TTC 標準 JT-H223 - 低ビットレートマルチメディア通信用多重化プロトコル,1996
- [5] TTC 標準 JT-H245 - マルチメディア通信用制御プロトコル,1996
- [6] ITU-T Recommendation H.223/Annex A - Multiplexing Protocol for Low Bitrate Multimedia Communication over Low Error-Prone Channels, February 1998
- [7] ITU-T Recommendation H.223/Annex B - Multiplexing Protocol for Low Bitrate Multimedia Communication over Moderate Error-Prone Channels, February 1998
- [8] ITU-T Recommendation H.223/Annex C - Multiplexing Protocol for Low Bitrate Multimedia Communication over Highly Error-Prone Channels, February 1998
- [9] ITU-T Recommendation H.324/Annex C - Multimedia Telephone Terminals over Error Prone Channels, February 1998

3. 定義及びフォーマット規定

3.1 定義

本標準規格で用いられる用語の定義は、TTC 標準 JT-H223 における定義に従う。3.1/JT-H223 に掲げられている定義に加えて、本標準規格では、ITU-T 勧告 H.223/Annex A, H.223/Annex B, H.223/Annex C に規定された用語も用いる。

ただし、現在は、TTC 標準 JT-H223 に対する新たな用語は規定されていない。

3.2 フォーマット規定

端末アダプタまたはネットワークインタフェースへの送信の前に、ビットシーケンスを生成する。このビットシーケンスの中には、さまざまな長さのフィールドが存在する。これらのフィールドは、最上位ビット(MSB)から始まる。図 3 - 1 はこれを図示しており、M はそれぞれのフィールドの MSB、L はそれぞれのフィールドの最下位ビット(LSB)を表している。各々のフィールドの最も左のビット(すなわち"M")は、このフィールドの"ビット 1"とする。ネットワークへのビットシーケンスの送出手は上位から順に行う。すなわち左側のフィールドのビット 1(MSB)から順に送出する。

注 1：同様の規定が CRC、BCH フィールド等にも用いられる。この場合、ビット 1 は CRC および BCH フィールドを表す多項式の最高次の項である。

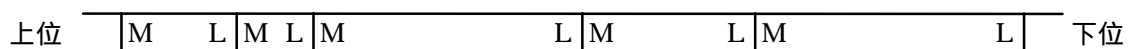


図 3 - 1 フィールド構造

注 2：TTC 標準 JT-H324 付録 では、図 3 - 1 のビット列を渡された多重化レイヤ (TTC 標準 JT-H223)が、このビット列をオクテット単位に分割して各オクテットを LSB から順に伝送路へ送出することが記述されていることに、注意が必要である。

4. 略語

本標準規格で用いられる略語は、TTC 標準 JT-H223 における定義に従う。JT-H223 に掲げられている略語に加えて、本標準規格では、ITU-T 勧告 H.223/Annex A, H.223/Annex B, H.223/Annex C に規定された以下の略語を使用する。

AL1M-AL3M	Adaptation Layer 1-3 for Mobile Applications (モバイルアプリケーション用アダプテーションレイヤ 1-3)
ARQ	Automatic Repeat Request (自動再送要求)
ARQI, ARQII	Hybrid Automatic Repeat Request Type I and Type II (ハイブリッド自動再送要求タイプ I、II)
CBS	Continue Byte Stuffing (連続バイトスタフティング)
CRCb	Cyclic Redundancy Code backward (逆方向巡回冗長符号)
CRCf	Cyclic Redundancy Code forward (順方向巡回冗長符号)
CT	Correlation Threshold (相関しきい値)
FCS	Frame Check Sequence (フレーム誤り検出)
FI	Frame Identifier (フレーム識別子)
HC	Header Counter (ヘッダカウンタ)
HD	Octet distance between header parts in case of interleaving (インターリーブした場合の各ヘッダ間のオクテット距離)
HL	Bit length of Header (ヘッダ長(ビット))
LBS	Last Byte Stuffed (最終スタフティングバイト)
M	Length of MUX-PDU payload field (MUX-PDU ペイロードフィールド長)
RCPC	Rate Compatible Punctured Convolution Code (レートコンパチブルパンクチュアード畳み込み符号)
RN	Retransmission Number (再送回数)
ST	Stuffing Type (スタフティングタイプ)
SNf	Sequence Number forward (順方向シーケンス番号)
SNb	Sequence Number backward (逆方向シーケンス番号)
TB	Tail Bits (テールビット)

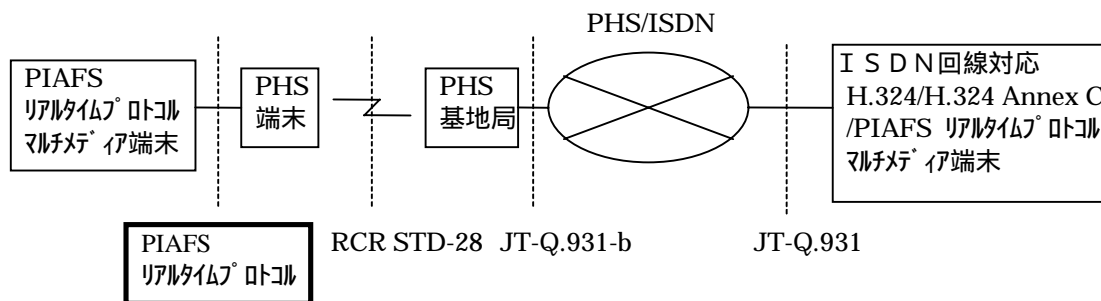
5. システム構成

5.1 参照点と適用例

本標準規格で規定する PIAFS リアルタイムプロトコルは PHS 端末に接続されたマルチメディア端末相互、または、PHS 端末に接続されたマルチメディア端末と ISDN 回線に接続され、PIAFS リアルタイムプロトコルを実装したマルチメディア端末との通信に適用される。

図 5 - 1 は PIAFS リアルタイムプロトコルの参照点および適用例を示す。

PIAFS リアルタイムプロトコルは PHS 端末インタフェースを参照点とし 32kbit/s のデータ列を規定する。また ISDN 回線に対応して PIAFS リアルタイムプロトコルを実装する端末は ISDN の 64kbit/s データ列と 32kbit/s データ列との変換には JT-I.460 を適用する。



本図はPIAFS リアルタイムプロトコルの適用例を示すもので、記載の装置およびネットワークインタフェースの提供を約束するものではありません。

図 5 - 1 参照点および適用例

5.2 端末のプロトコルスタック

PIAFS リアルタイムプロトコルは PHS または ISDN に接続されたマルチメディア端末に実装される。PIAFS リアルタイムプロトコルは ITU-T 勧告 H.324/Annex C に規定されるように、伝送誤りからの保護、耐性を備え、リアルタイム通信のための動画、音声などのメディアの多重化伝送機能を提供する。PIAFS リアルタイムプロトコルは PHS でのリアルタイム伝送に適したフレーム構造、誤り検出・訂正機能を提供するアダプテーションレイヤとして動作し、上位のアプリケーション機能である動画あるいは音声コーデックは本標準規格の規定の範囲外とし、従来及び将来規定されるものが使用可能である。端末制御のためのプロトコルには、ITU-T 勧告 H.245 が利用される。本標準規格の 6 章では、ITU-T 勧告 H.245 を用いた通信手順が規定されている。図 5 - 2 は本標準規格に従うマルチメディア端末の構成例および端末における PIAFS リアルタイムプロトコルの位置づけを示す。

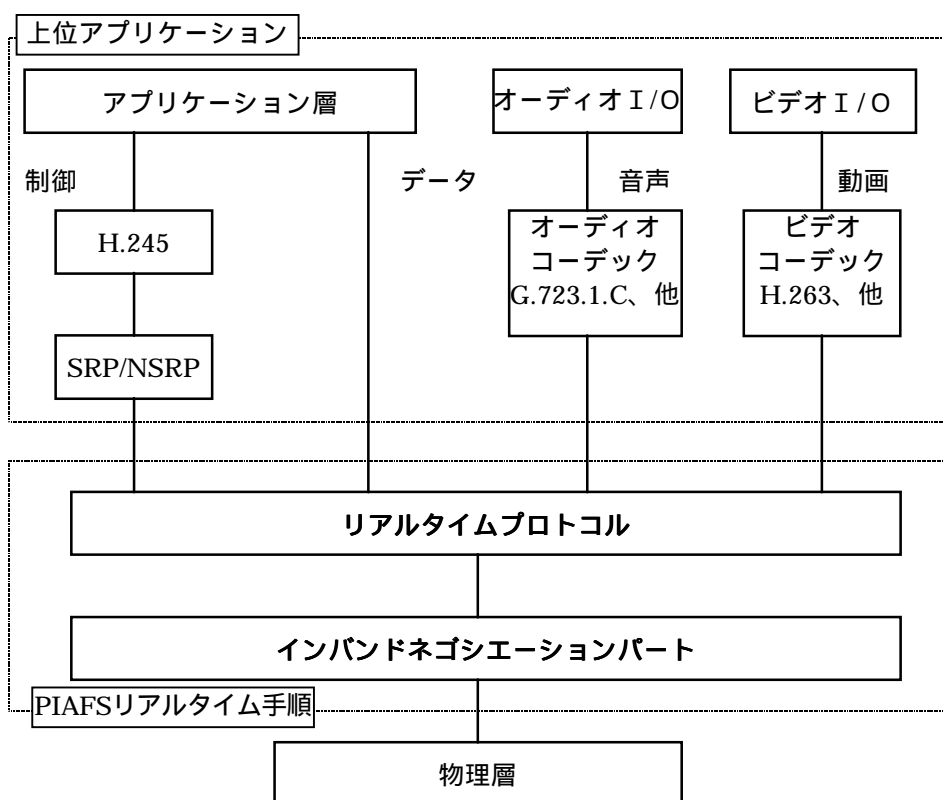


図 5 - 2 端末構成図

5.3 プロトコルのレベル

PIAFS リアルタイムプロトコルは、以下に示す四つのレベルのプロトコルから構成される。これらは、ITU-T 勧告 H.324/Annex C における H.223 レベルの規定からの引用である。各プロトコルレベルは、ネットワークの状態、特性に応じて選択されるよう上位互換に規定されている。即ち、レベル 1 をサポートする端末は、レベル 0 でも動作できなければならない、また、レベル 2 をサポートする端末は、レベル 0、レベル 1、レベル 2 のいずれでも動作できなければならない。

本 PIAFS リアルタイムプロトコル標準規格に準拠する端末は、レベル 0 をサポートしなければならない。従って、レベル 1、2、3 のサポートはオプションである。

- ・ レベル 0 TTC 標準 JT-H223 に規定されるプロトコル。従来の固定網で利用される端末と互換なプロトコルを提供する。
- ・ レベル 1 ITU-T 勧告 H.223/Annex A で規定される。JT-H223 で使用する HDLC フラグに変えて長いフラグを用いて MUX-PDU 境界検出能力を向上する。
- ・ レベル 2 ITU-T 勧告 H.223/Annex B で規定される。H.223/Annex A に加えて、MUX-PDU ヘッダの誤り保護機能を備える。
- ・ レベル 3 ITU-T 勧告 H.223/Annex C で規定される。H.223/Annex B に加えて、パイロードの誤り保護等、AL-PDU の保護機能を向上する。

6. プロトコルの起動方法

本標準規格で規定するリアルタイムプロトコルは、[1]にて規定される PHS の 32kbit/s 非制限デジタルベアラ上で動作し、[2]で規定されるインバンドネゴシエーションパートで選択されるものである。本章では、リアルタイムプロトコルを利用した通信における呼接続から呼の解放までの手順を示す。

本プロトコルは次の手順に従って起動/終了される。

- | | |
|-----------|-----------|
| ・ phase A | 呼接続 |
| ・ phase B | データリンク確立 |
| ・ phase C | 初期設定 |
| ・ phase D | 通信 |
| ・ phase E | データリンクの解放 |
| ・ phase F | 呼の解放 |

以下では、それぞれのフェーズにおけるプロトコル仕様の詳細を示す。また、phase B については 7.1 章に詳細な仕様が記述されている。

6.1 呼接続

[1]にて規定される手順に従い呼接続を行う。

このフェーズはリンクチャネル確立フェーズとサービスチャネル確立フェーズからなる。リアルタイムプロトコルを使用するためには、サービスチャネル確立フェーズの呼設定(伝達能力)で非制限デジタル情報が選択されていなければならない。呼接続が完了すると「データリンク確立」フェーズに移行する。

なお、HLC (High Layer Compatibility) 等の呼設定情報要素の使用方法は継続検討とする。

6.2 データリンク確立

6.2.1 インバンドネゴシエーション

[2]で規定されるインバンドネゴシエーション手順に従いデータリンクプロトコルの選択を行う。「呼接続」フェーズにおける発呼側が、本フェーズにおけるデータリンク起動側として動作することが推奨される。

なお、本手順により 80byte 単位のフレーム同期が得られるが、リアルタイムプロトコルが選択された場合は、「初期設定」フェーズ以降の可変長多重化フレームの伝送において、本同期を使用する必要はない。

付録 3.1.に本手順に関する実装上の留意事項及びオプションを示す。

[データリンク起動側]

リアルタイムプロトコルを第 1 優先プロトコルとするデータリンクの起動側の手順を記載する。

データリンク起動側は、ネゴシエーションフレーム（ネゴシエーション種別：要求、プロトコル種別 P1：リアルタイムプロトコル）を連続的に送出しなければならない（7.1.2.インバンドネゴシエーション手順参照）。また、ネゴシエーションフレームの送出と同時に受付待ちタイマ（T001：15 秒）を起動し、対局からのネゴシエーションフレームの検出を開始しなければならない（注）。タイムアウトになった場合は高位モジュールに通信要求の不成立を通知し、「呼の解放」フェーズに移行しなければならない。

（注）双方共データリンク起動側になることがあるため、ネゴシエーションフレームの検出は本フェーズ移行直後から行うことが望ましい。

ネゴシエーションフレーム（ネゴシエーション種別：受付）が受信されると、対局においてデータリンクプロトコルの選択が正常に行われたことが認識できる。ここで、受付待ちタイマ（T001）を停止し、受信フレームのプロトコル種別が示すデータリンクプロトコルを選択して、インバンドネゴシエーションを完了する。以後、プロトコル種別がリアルタイムプロトコルであれば 6.2.2 章に示す多重化プロトコルレベルの整合を開始し、リアルタイムプロトコル以外であれば対応する PIAFS 規定に従って処理を行う。

その他のネゴシエーション種別を示すネゴシエーションフレームを検出した場合は、[2]に規定された手順に従わなければならない。

[データリンク被起動側]

本フェーズに移行すると、データリンク被起動側はネゴシエーションフレーム（ネゴシエーション種別：要求）の検出を開始しなければならない。

データリンク起動側からのネゴシエーションフレーム（ネゴシエーション種別：要求）が検出されると、要求されたプロトコル種別から使用可能なプロトコルを只 1 つ選択する。具体的には、要求された第 1 優先プロトコルが使用可能であれば第 1 優先プロトコルを選択し、第 1 優先プロトコルが使用不可能で第 2 優先プロトコルが使用可能な場合は第 2 優先プロトコルを選択する。以下、同様の手順でプロトコルを選択する。ここで選択されたプロトコルがリアルタイムプロトコル以外であれば、[2]に規定された手順に従わなければならない。

選択したプロトコルがリアルタイムプロトコルであれば、ネゴシエーションフレーム（ネゴシエーション種別：受付、プロトコル種別：リアルタイムプロトコル）（注）の送出を開始し（7.1.2.インバンドネゴシエーション手順参照）、受付送出後タイマ（T002：15 秒）を起動しなければならない。タイムアウトになった場合は高位モジュールにデータリンクの不確立を通知し、「呼の解放」フェーズに移行しなければならない。

（注）物理リンクの確立後から本フレームを送出するまでは、ネゴシエーションフレームとのエミュレーションが発生しないよう配慮すること（アイドルフレームの送出など）が望ましい。ネゴシエーションフレーム（ネゴシエーション種別：受付、プロトコル種別：リアルタイムプロトコル）の送出開始後、対局（データリンク起動側）からのネゴシエーションフレーム（ネゴシエーション種別：要求）の検出を開始しなければならない。

ン種別：要求)が、少なくとも N 回(N=20 を推奨)以上連続して検出されなければ、インバンドネゴシエーションが完了したものととして受付送出後タイマ(T002)を停止し、多重化プロトコルレベル整合を開始する。

なお、スタッフシーケンスを認識する等の手段により、対局が明らかにリアルタイムプロトコルを選択してインバンドネゴシエーションを完了したことが確認できる場合は、ネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)の送出が N 回以下であっても、受付送出後タイマ(T002)を停止し多重化プロトコルレベル整合を開始することができる。

6.2.2 多重化プロトコルレベル整合

H.223 レベル 1～3(7.2.章リアルタイムプロトコルレイヤ仕様参照)をサポートする端末は、使用する多重化プロトコルレベルの設定を行わなければならない。H.223 レベル 0 のみをサポートする端末は、本手順をバイパスしても良いが、なるべくバイパスせずに本章の手順に従ってレベル設定を行うことが望ましい。

レベル設定は表 6 - 1 に示すスタッフシーケンスの交換で実現される。それぞれの端末は、送信部において自己の保有する最高レベルのスタッフシーケンスを送出し、受信部では自己の保有する最高レベル以下の全レベルのスタッフシーケンスの検出を行う。ここで送出するスタッフシーケンスは多重化プロトコルレベルからのみ決定され、使用するアダプテーションレイヤに依存してはならない(注)。また、インバンドネゴシエーションで使用したネゴシエーションフレームに続いて連続的に送出される。

送信部では、スタッフシーケンスの送出と共にスタッフシーケンス受信待ちタイマ(T003)を起動する。タイムアウトになった場合は高位モジュールに通信要求の不成立を通知し、「呼の解放」フェーズに移行しなければならない。データリンク被起動側において、スタッフシーケンスの受信を契機にしてスタッフシーケンスを送出している場合は、本タイマを起動してはならない。

受信部で対局からのスタッフシーケンスを検出するとスタッフシーケンス受信待ちタイマ(T003)を停止する。なお、信頼性を向上させるため、ここではスタッフシーケンスが複数回検出された後にレベル判定しても構わない。ここで検出されたスタッフシーケンスが送信スタッフシーケンスと同レベルであれば、多重化プロトコルレベルの整合を終える。受信したスタッフシーケンスが送信スタッフシーケンスより低いレベルの場合は、直ちに送信スタッフシーケンスを検出したスタッフと同じレベルに切り替え多重化プロトコルレベルの整合を終える。

多重化プロトコルレベルの整合が終了すると「初期設定」フェーズに移行する。

(注) 論理チャネルに AL1、AL2、AL3 を使用する場合でも、H.223/AnnexC による通信を行う場合は AnnexC のスタッフを使用すること。

表 6 - 1 スタッフシーケンス

レベル	スタッフシーケンス	備考
0	連続する「HDLCフラグ」	[4] H.223 6.3.1章参照
1	連続する「PNフラグ」	[6] H.223AnnexA 2.1.1章参照
2	連続する「PNフラグ+ヘッダフィールド(MC=0000 ,MPL=0000000)」	[7] H.223AnnexB 3.2.4章参照
3	連続する「PNフラグ+ヘッダフィールド(MC=1111 ,MPL=0000000)」	[8] H.223AnnexC 3.1章参照

6.3 初期設定

本フェーズに移行すると、最初に多重化プロトコルレベル整合で決定したレベルのスタッフを少なくとも 16 回以上送出しなければならない。本フェーズ移行前に上記スタッフを 16 回以上送出している場合は、あらためてスタッフを送出する必要はない。その後、システム-システム間の通信を H.245 コントロールチャンネルを用いて起動しなければならない。多重化プロトコルレベル整合の結果がレベル 0 の場合は、コントロールチャンネルは[4]の AL1 レイヤ上で、[3](6.5.4 章/付属資料 A)で規定されている簡易再送プロトコル(SRP)を用いて伝送されなければならない。レベル 1 以上の場合は、AL1 レイヤ上で[9](C.8 章)で規定されている CCSRP を用いて伝送されなければならない。

なお、ここで決定したコントロールチャンネルのアダプテーションレイヤは、通信中に多重化プロトコルレベルの変更があっても変更してはならない。

初期状態では、多重化テーブルのエントリの設定が行われていないため、予め定義されている多重化テーブルエントリ‘0’を用いて通信を行う。最初に H.245 の[TerminalCapabilitySet]メッセージの伝送による端末間の能力交換を行う。続いて端末間の競合を防ぐために、[MasterSlaveDetermination]メッセージを送信し H.245 の手順に従い乱数交換を行い、マスタ端末とスレーブ端末を決定する。本仕様の端末はマスタとスレーブのどちらの処理もできなければならない。また、[terminalType]は 128 に[statusDeterminationNumber]は 0 ~ 224-1 の範囲の乱数にセットされなければならない。

これらの処理に失敗した場合は、「通信の終了」フェーズに移行する前に、上記処理を 2 回以上繰り返すことが望ましい。

上記処理が完了すると、H.245 の手順に従い情報ストリームの伝送に用いる論理チャンネルを開く。また、これと前後して多重化テーブルのエントリを伝送する。なお、多重化プロトコルレベルが 3 の場合は、論理チャンネルとして AL1M、AL2M、AL3M とともに AL1、AL2、AL3 も使用することができる。しかしながら、双方向チャンネルを開く場合は、双方で同じアダプテーションレイヤ(AL1、AL2、AL3 または AL1M、AL2M、AL3M)を使用しなければならない。これら 2 種類のアダプテーションレイヤを混ぜて使用してはならない。

論理チャンネルが開かれ多重化テーブルエントリが決定すると、「通信」フェーズに移行する。

6.3.1 相互同意による映像の交換

H.245 では[videoIndicateReadyToActive]が定義されている。これの使用は任意であるが、用いる場合は以下の手順に従わなければならない。

この識別子を使う端末は、相手側端末が映像を受信する準備ができたことを示さない限り、映像を送信しないように設定されている。このような端末は能力交換の終了後[videoIndicationReadyToActive]を送出しなければならない。また、映像信号自体は[videoIndicationReadyToActive]または映像信号が送られてくるまで送出してはならない。

なお、この任意の方法に対応していない端末では、[videoIndicationReadyToActive]または映像信号が送られてくるまで待機する必要はない。

6.4 通信

7.2 章で規定される多重化ストリームの伝送により通信を行う。なお、[5]に規定されている手順により、通信中に論理チャネルの属性、能力、受信モード等を変更することができる。

6.4.1 多重化プロトコルレベル変更

通信中の多重化プロトコルレベル及び多重化オプションの変更手順について記述する。ここでは、送受信端末間で能力交換が行われ、レベル変更に必要な情報(H.245 コマンド)が受信端末から送信端末に送られているものとする。

この手順に関するシーケンス例を図 6 - 2 に示す。本手順による変更は双方の端末でサポートしているレベルにのみ可能である。なお、H.245 に記述されている「replacementFor」手順によりモバイル用アダプテーションレイヤから通常のアダプテーションレイヤに変更することもできる。多重化プロトコルレベル及び多重化オプションの変更は次の手順で行われる。

1. 受信側の端末 A は、H.245 コマンド

「H223MultiplexReconfiguration.h223ModeChange」を、レベル変更が可能なことを示している送信側の端末 B に伝送する。同時にレベル変更コマンド送出後タイマ(T101)を起動し、対局からの 1 の補数形式の同期フラグの検出を開始する。

2. 上記 H.245 コマンドを受信した送信側端末 B は次のことをしなければならない。

- ・ ペイロードを含む MUX-PDU の送信を停止する。
- ・ 現在通信している多重化プロトコルレベルにおける同期フラグを 1 の補数形式にして送信する。

この同期フラグは少なくとも 10 回以上連続して送信されなければならない。最大送出回数は 500ms で送信可能な数とする。

- ・ 変更した多重化プロトコルレベルによる MUX-PDU の送信を始める。ここで使用する同期フラグは通常の形式である。

3. 受信側の端末 A は、ステップ 2 記載の連続する 1 の補数形式同期フラグを受信するとタイ

マ(T101)を停止し、変更するレベルの(補数でない)同期フラグの検出を開始する。変更するレベルの同期フラグが検出されたら、1の補数形式同期フラグと検出された同期フラグとの間で新しいレベルに移行する。

端末 A のタイマ(T101)がタイムアウト(注)した場合は、上記手順を再実行(H.245 コマンドの再送出)することが望ましい。端末 B は、このとき既にレベル変更コマンドを受信していたなら、新たに上記手順を実行(再実行)してはならない。

(注) T101 の値は、H.324AnnexC には「応答遅延時間+マージン」と記述されている。

なお、上記手順の実行中は、端末 B は他のオプションの変更を始めてはならない。

6.4.2 不慮の切断

PHS 通信路等が原因となって回復不能な切断が起きた場合は、端末は「通信の終了」フェーズをバイパスして即座に「呼の解放」フェーズに移行し、呼の解放をしなければならない。なお、本手順は「初期設定」フェーズ及び「データリンクの解放」フェーズにも適用される。

6.5 データリンクの解放

それぞれの端末は通信を終了することができる。

通信の終了は以下の手順で行われなければならない。

[通信終了制御起動側]

通信終了制御起動側の手順は次のようになる。

1. 映像を伝送している論理チャネルにおいて、完結した映像の伝送後、新たな映像の伝送を停止し、その論理チャネルを閉じる。
2. データ、音声を伝送している全ての論理チャネルを閉じる。
3. H.245 の[EndSessionCommand]メッセージを伝送し、以後 H.245 のメッセージの伝送を停止する。このメッセージは対局にリアルタイムプロトコルによる通信の終了を伝えるものである。ここで、[EndSessionCommand]メッセージの通知内容は、引き続き他のプロトコルによる通信を行う場合も disconnect とする。
4. リアルタイムプロトコルによる通信の終了後に物理リンクの解放を行う場合は、上記 3 の手順終了後「呼の解放」フェーズに移行する。

リアルタイムプロトコルによる通信の終了後に、呼を接続したまま他のプロトコルによる通信を行う場合は、対局から[EndSessionCommand]メッセージが伝送されてくるまで待機する。対局からの[EndSessionCommand]メッセージを受信すると、変更するプロトコルに対応したネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：要求)を送出する(7.1.2.インバンドネゴシエーション手順参照)。以後の手順は、ここで選択されたプロトコルに対応した規定に従う。

[通信終了制御被起動側]

[EndSessionCommand]メッセージを受信した通信終了制御被起動側は上記 1～3 の処理を行った後、切断確認待ちタイマ (T201: 15 秒) を起動し対局からのネゴシエーションフレーム (ネゴシエーション種別: 要求) の検出を行う。タイムアウトになった場合は、リンクが解放されたものとし「呼の解放」フェーズに移行する。

切断確認待ち状態で対局から物理リンクの切断メッセージを受信した場合は、データリンクが解放されたものとし、切断確認待ちタイマ (T201) を停止して「呼の解放」フェーズに移行する。

対局からのネゴシエーションフレーム (ネゴシエーション種別: 要求) が検出されたら、切断確認待ちタイマ (T201) を停止し、インバンドネゴシエーションを開始する (7.1.2.インバンドネゴシエーション手順参照)。以後の手順は、ここで選択されたプロトコルに対応した規定に従う。

6.6 呼の解放

[1]にて規定される手順に従い物理リンクを解放し、高位モジュールに呼の解放を通知する。

6.7 シーケンス図例

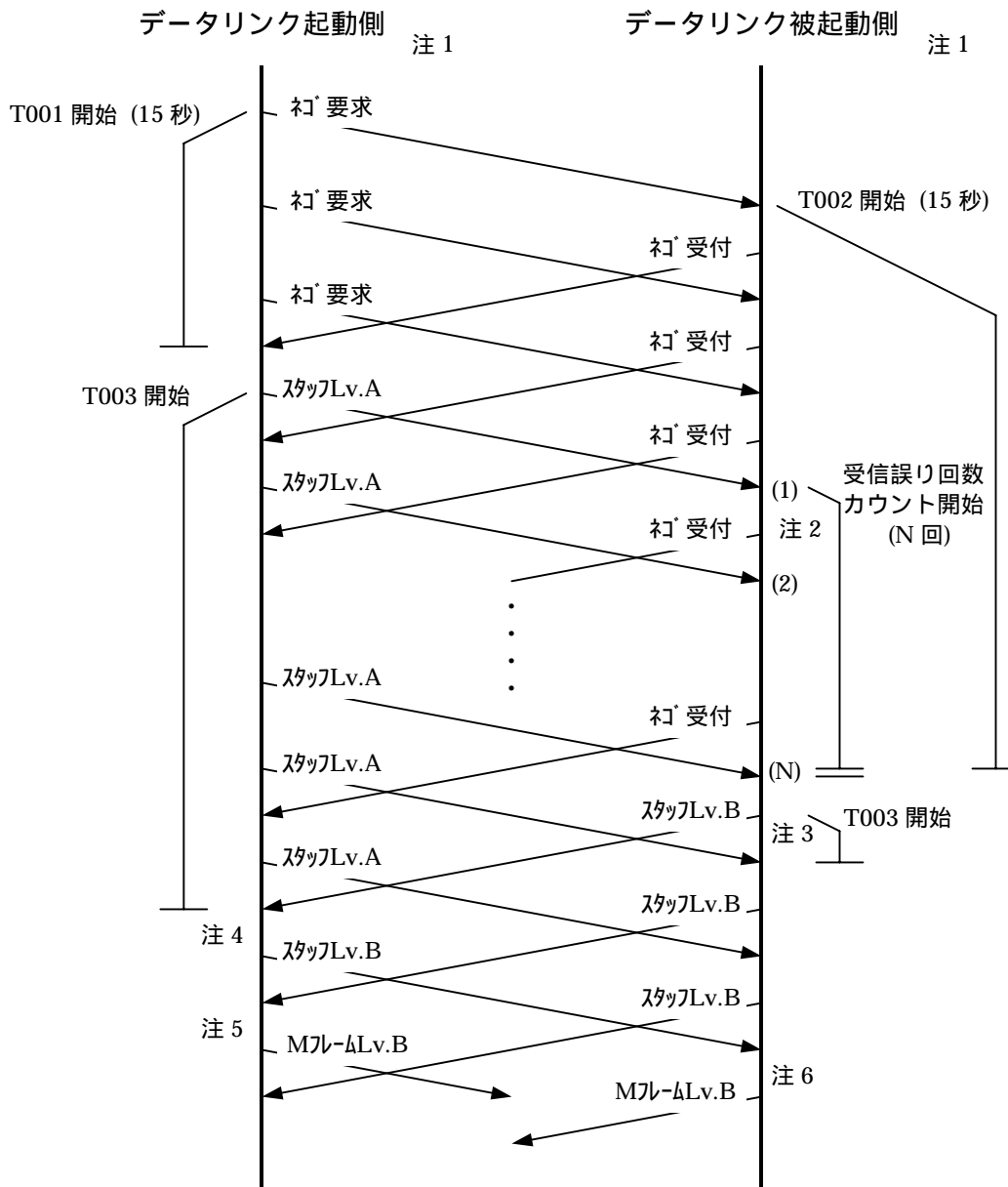
図 6 - 1 ~ 4 に回線誤りの無い場合におけるシーケンス例を示す。

図 6 - 1 はリアルタイムプロトコルによるデータリンク確立シーケンス例を示す。

図 6 - 2 は通信中の多重化プロトコルレベル変更シーケンス例を示す。

図 6 - 3 はデータリンク解放シーケンス例を示す。

図 6 - 4 は再ネゴシエーションを行う場合のデータリンク解放シーケンス例を示す。

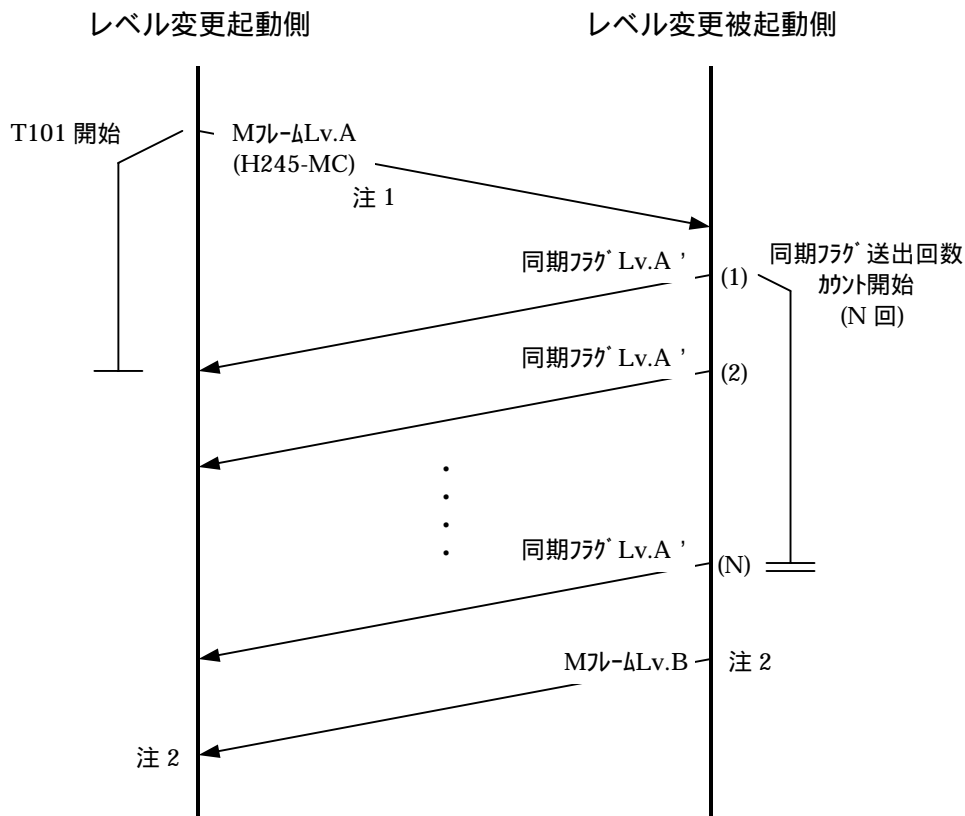


〔凡例〕 要求 : 要求セッションフレーム (セッション種別: 要求, プロトコル種別: リアルタイム)
 受付 : 要求セッションフレーム (セッション種別: 受付, プロトコル種別: リアルタイム)
 スタッフLv.X : スタッフシーケンス (多重化プロトコルレベル: X)
 フレームLv.X : 多重化フレーム (多重化プロトコルレベル: X)

⏏ : タイマの停止 ⏏ : カウンタの停止

注 1 : 起動側端末のプロトコルレベルは A, 被起動側のレベルは B. (A>B)
 注 2 : 被起動側ではレベル A のスタッフシーケンスを認識できないため, 引き続き要求 受付を送出.
 注 3 : 受信誤りの状態が N 回続いたため, スタッフシーケンスの送出手を開始.
 注 4 : レベル B のスタッフシーケンスを受信したため, 送信スタッフシーケンスをレベル B に変更.
 注 5 : レベル B のスタッフシーケンスを M 回送した後, 初期設定フェーズへ移行.
 注 6 : レベル B のスタッフシーケンスを受信したため, 初期設定フェーズに移行.

図 6 - 1 リアルタイムプロトコルによるデータリンク確立シーケンス

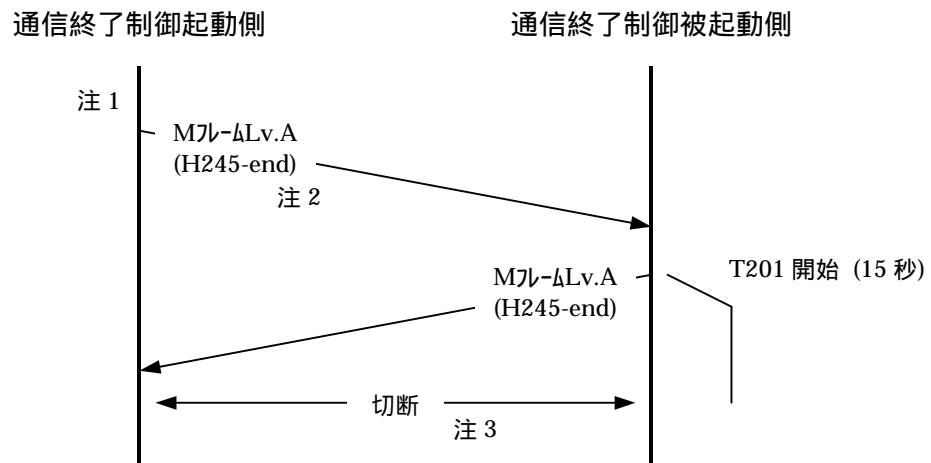


- 〔凡例〕 M7レベルLv.X : 多重化フレーム (多重化プロトコルレベル: X)
 (H245-MC) (H.245コマンド「H223MultiplexReconfiguration.H223ModeChange」)
 同期フラグ Lv.X' : 同期フラグ (多重化プロトコルレベル: X, 1の補数表現)
 M7レベルLv.X : 多重化フレーム (多重化プロトコルレベル: X)

⊥ : タイマの停止 ⊥ : カウンタの停止

注 1 : 多重化プロトコルレベルA から B への変更要求。
 注 2 : 新しいレベルへ移行。

図 6 - 2 通信中の多重化プロトコルレベル変更シーケンス

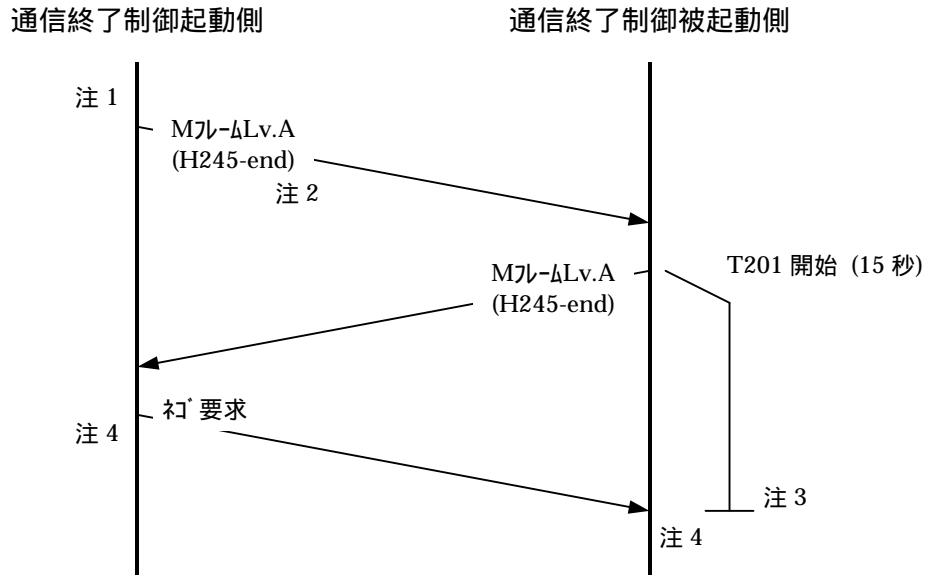


〔凡例〕 M7レベルLv.X : 多重化レベル (多重化プロトコルレベル: X)
(H245-end) (H.245コメント「EndSessionCommand.disconnect」)

┆ : タイマの停止

- 注 1 : この段階で Video, Audio, Data を転送している論理チャネルが終結されていること。
 注 2 : 「EndSessionCommand」の伝送後は H.245メッセージを送信してはならない。
 注 3 : 呼の切断は通信制御被起動側からの応答を待たなくてもよい。

図 6 - 3 データリンク解放シーケンス



- 〔凡例〕 M7Lv.X : 多重化レベル (多重化プロトコルレベル: X)
 (H245-end) (H.245コマンド「EndSessionCommand.disconnect」)
 renegotiation request : renegotiationレベル (renegotiation種別: 要求, プロトコル種別: -)
 ┘ : タイマの停止

- 注 1 : この段階で Video, Audio, Data を転送している論理チャネルが終結されていること。
 注 2 : 「EndSessionCommand」の伝送後は H.245メッセージを送信してはならない。
 注 3 : renegotiation request の受信で、タイマ(T201)を停止する。
 注 4 : 以後、イベント renegotiation 手順に従った処理を進める。

図 6 - 4 データリンク解放シーケンス(再ネゴシエーション有り)

7. プロトコル仕様

図 7-1 にインバンドネゴシエーションパートとリアルタイムプロトコルとのプロトコルレイヤ構造を示す。インバンドネゴシエーションによって、データリンクプロトコルとしてリアルタイムプロトコルが選択された後は、インバンドネゴシエーションパートは透過的である。即ち、リアルタイムプロトコルレイヤにおいて構成されたフレーム(MUX-PDU)がそのまま物理層へ渡される。

リアルタイムプロトコルは、アダプテーションレイヤと、多重化レイヤとの二つのサブレイヤから構成される。前者は、それぞれのメディアの特性に応じた誤り保護、伝送機能を提供し、後者は、複数のメディアの多重化伝送機能を提供する。

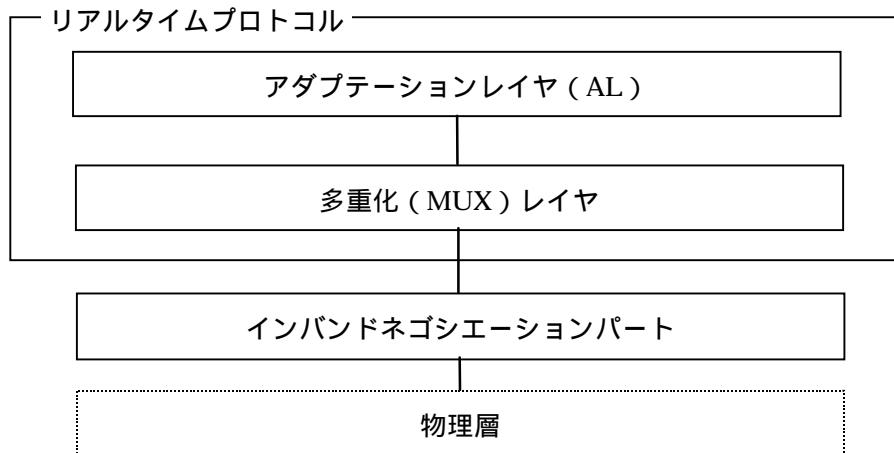


図 7-1 各レイヤの位置づけ

7.1 インバンドネゴシエーション

インバンドネゴシエーションとは、データリンクプロトコル（データ伝送プロトコル、リアルタイムプロトコル等）を選択するために、データリンク確立以前にエンド・エンドでネゴシエーションを行い、複数のデータリンクプロトコルから 1 つのデータリンクプロトコルを選択する手順である。

なお、本章(7.1)の内容は、参照資料[2]からの引用であり、同資料と本標準規格とで内容が異なる記述がある場合は、[2]を優先することとする。

7.1.1 インバンドネゴシエーションの位置づけ

図 7-2 にインバンドネゴシエーションの位置づけを示す。インバンドネゴシエーションパートは、インバンドネゴシエーションにより、データ伝送プロトコル、リアルタイムプロトコル、将来プロトコルから 1 つのプロトコルを選択する。

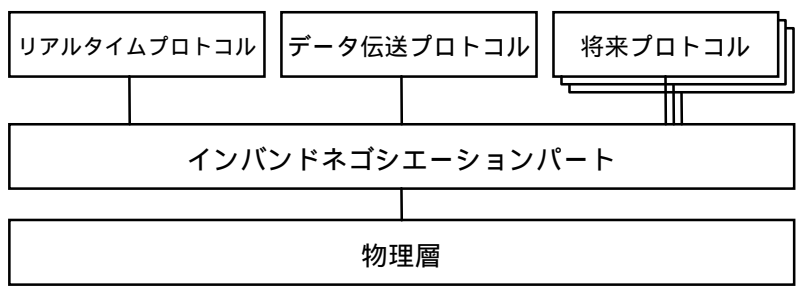


図 7 - 2 インバンドネゴシエーションの位置づけ

7.1.2 インバンドネゴシエーション手順

7.1.2.1 フレーム構造



図 7 - 3 インバンドネゴシエーションのフレーム構造

(1) FI

フレームを識別するために用いる。

<u>ビット</u>	4 3 2 1	
	1 0 0 0	ネゴシエーションフレーム
	1 0 0 1	ネゴシエーションフレーム (同期フレーム機能含む)

(2) データ長

SYNC から Pn までのデータの長さをバイト数で表す。例えば、P2 まで設定する場合は、データ長は 12 となる。

(3) SYNC

フレーム同期を確立するために用いる。検出条件は、誤り許容無し of 全ビット一致とする。

```
01010000111011110010100110010011
```

(4) ネゴシエーション種別

ネゴシエーションの種別を表示するために用いる。

ビット	8 7 6 5 4 3 2 1	
	0 0 0 0 0 0 0 0	要 求：対局へのネゴシエーション要求
	1 1 1 1 1 1 1 1	受 付：ネゴシエーション要求に対する受付応答
	0 0 0 0 0 0 0 1	拒 否：ネゴシエーション要求に対する拒否応答
	その他	予 約

(5) P1, P2, …, Pn

プロトコル種別を表示するために用いる。

P1：第 1 優先プロトコル種別

P2：第 2 優先プロトコル種別

Pn：第 n 優先プロトコル種別

ビット	8 7 6 5 4 3 2 1	
	0 0 0 0 0 0 0 1	データ伝送プロトコル
	0 0 0 0 0 0 1 0	リアルタイムプロトコル
	その他	予 約

- ・第 2 優先以降のプロトコル種別を表示する必要が無い場合は、P1 のみを設定すること。
- ・P1 ~ Pn に同一プロトコル種別を複数設定してはならない。
- ・ネゴシエーション種別が「受付」の場合は、P1 に選択したプロトコル種別を設定すること。
- ・ネゴシエーション種別が「拒否」の場合は、P1 ~ Pn に何も設定せず filled with 1 とする。

(6) FCS

フレーム誤りを検出するために用いる。生成多項式は、ITU-T 勧告 V.42(LAPM option)の CRC32 に従い、以下の式を使用する。

$$p(x) = x^{32} + x^{26} + x^{23} + x^{22} + x^{16} + x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^8 + x^7 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$$

(7) オプション

FI:1000 (ネゴシエーションフレーム)の場合、オプション領域は、filled with 1 とする。

FI:1001 (ネゴシエーションフレーム(同期フレーム機能含む))の場合、オプション領域は、図 7 - 4 に示す構造とする。本領域の使用方法は、データ伝送プロトコルの同期種別、共通順序番号、同順序番号、確認応答番号、同期拒否理由表示と同一である。

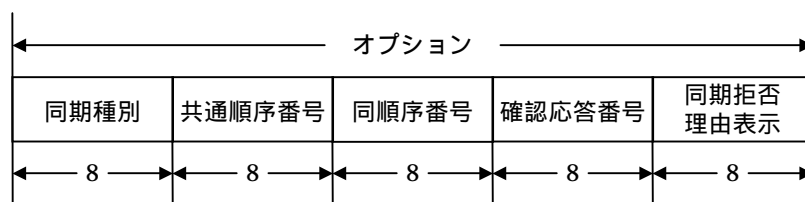


図 7-4 オプション領域 (ネゴシエーションフレーム (同期フレーム機能含む))

注: ネゴシエーションフレームの検出は、"SYNC の一致"、"FI の確認"及び"CRC 誤りなし"を条件とする。

7.1.2.2 ネゴシエーション手順

- (1) データリンク起動側は、使用可能なプロトコルを優先順位順にネゴシエーションフレームの P1 ~ Pn に設定し、「要求」(ネゴシエーション種別: 要求)を対局に送出する。その後、「受付」(ネゴシエーション種別: 受付)待ちタイマ (TN001: 15 秒) を起動し、対局から「受付」が受信できるまでは、連続的に「要求」を送出する。使用可能なプロトコルが 1 つしか存在しない場合は、P1 のみを設定する。使用可能なプロトコルが複数ある場合は、優先順位順に P1、P2、.....、Pn を設定する。

P1 ~ Pn にデータ伝送プロトコルが設定されていた場合には、FI を:1001 (ネゴシエーションフレーム (同期フレーム機能含む)) とし、オプション領域は、データ伝送プロトコルで規定されている手順で情報を設定しなければならない。

また、P1 ~ Pn にデータ伝送プロトコルが設定されていない場合は、FI を:1000 とし、オプション領域は、filled with 1 とする。

- (2) データリンク被起動側は、受信した P1 ~ Pn で示される使用可能なプロトコルより、要求された優先順位順で使用可能なプロトコルを唯 1 つ選択する。具体的には、要求された第 1 優先プロトコルが、データリンク被起動側で使用可能であれば、第 1 優先プロトコルを選択し、第 1 優先プロトコルが使用不可能で、第 2 優先プロトコルが使用可能の場合は、第 2 優先プロトコルを選択する。以下、同様の手順でプロトコルを選択する。
- (3) データリンク被起動側は、P1 に選択したプロトコル (P2 以降には設定しない) を設定し、「受付」をデータリンク起動側に連続的に送出する。

選択したプロトコルがデータ伝送プロトコルであった場合には、FI を 1001 (ネゴシエーションフレーム (同期フレーム機能含む)) とし、オプション領域は、データ伝送プロトコルで規定されている手順で情報を設定しなければならない (FI を 1000 に設定してはならない)。

選択したプロトコルがデータ伝送プロトコルでない場合は、FI を 1000 とし、オプション領域は、filled with 1 とする。

- (4) データリンク起動側は、対局から「受付」を受信したら、「受付」待ちタイマ (TN001) を停止し、受信フレームの P1 で示されたプロトコルを選択し、ネゴシエーションを完了する。その後、データリンク起動側は、データリンクの確立動作を行なう。
- 受信したフレームの FI が 1001(ネゴシエーションフレーム(同期フレーム機能含む))であった場合には、ARQ フレーム同期及び RTF の測定が完了していることになる。
- (5) データリンク被起動側が、受信した P1 ~ Pn で示される使用可能なプロトコルを持っていない場合は、P1 ~ Pn には何も設定せずに、「拒否」(ネゴシエーション種別：拒否)を対局に連続的に L 回送出する。L は、20 とする。データリンク起動側が、「拒否」を受信した場合は、「受付」待ちタイマ (TN001) を停止し、物理リンクを解放すること。
- (6) 図 7-5 の様に競合が発生した場合、正しくネゴシエーションができない。ただし、この場合、ネゴシエーションにより選択されたプロトコルと対局に送信した「受付」で示されるプロトコルが不一致になることが発生するが、それぞれのデータリンク起動側で不整合が発生したことが判断できるので、不整合状態でデータリンクの起動を行なってはならない。ただし、不整合が発生した後に、再度、ネゴシエーションを起動してもよい。

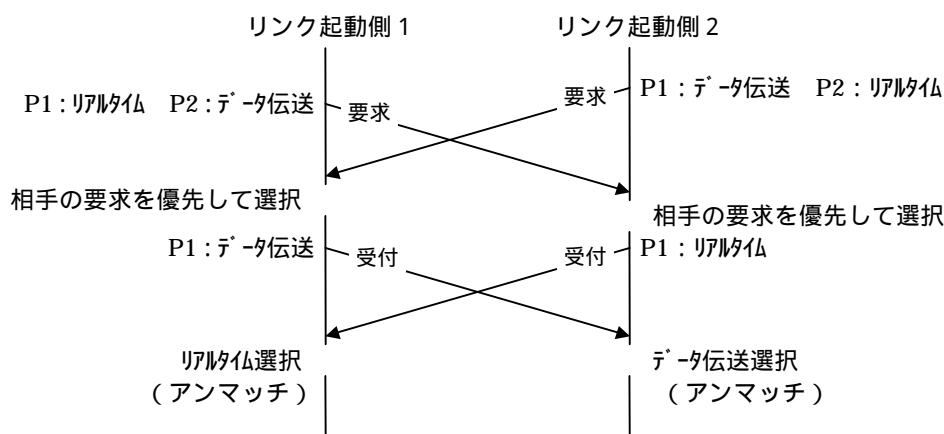


図 7-5 ネゴシエーションの競合シーケンス (ネゴシエーションのアンマッチ)

7.1.3 インバンドネゴシエーションの競合

呼接続と同時に、自ら積極的にインバンドネゴシエーションを起動する端末では、インバンドネゴシエーション起動の競合がいつでも発生しうる。またそれが二種以上のプロトコル種別を併記したネゴシエーション起動であった場合、更にそのプロトコル種別競合がいつでも発生しうる。

7.1.3.1 起動競合

呼接続と同時に、自らインバンドネゴシエーションを起動し、対局も同様な動作をとった場合、インバンドネゴシエーション起動の競合が発生する。これは、ネゴシエーション要求フレーム送信後、ネゴシエーション受付フレームを受信することなくネゴシエーション要求フレームを受信する

状態として認識される。この場合、ネゴシエ - ション要求フレ - ムの送信を停止し、ネゴシエ - ション受付フレ - ムでの応答送信に切り替えることで対応する。

7.1.3.2 プロトコル種別競合

呼接続と同時に自らインバンドネゴシエ - ションを起動し、更にその送信するネゴシエ - ション要求フレ - ムに二種以上のプロトコル種別を併記した場合、対局が同様にインバンドネゴシエ - ションを起動して且つその二種以上のプロトコル種別の優先順位が逆転したなら、7.1.3.1.に示す起動競合の対応動作後、プロトコル種別の競合が発生する。(図 7 - 5 参照)

これは、7.1.3.1.に示される切り替え動作において、送信したネゴシエ - ション受付フレ - ムで選択したプロトコル種別と、受信したネゴシエ - ション受付フレ - ムで選択されたプロトコル種別が異なる状態として認識される。この場合、再度インバンドネゴシエ - ションを起動しても良い。しかし、相手端末も同様に再びインバンドネゴシエ - ションを起動すると、結果的にプロトコル種別競合の繰り返しが発生しうる。そこで、リアルタイムプロトコルを第一優先プロトコル種別に設計もしくは設定された端末において、且つそれが発呼側の場合のみ、再ネゴシエ - ション起動時に第一優先プロトコル種別としてリアルタイムプロトコルのみを指定するよう変更してネゴシエ - ションを起動しても良い。一方の着呼側では再ネゴシエ - ションの起動自体は許されるが、要求するプロトコル種別を不用意に変更しない配慮が必要である。結果的に、発呼側からの要求を優先するように配慮することでプロトコル種別競合から回避することができる。

7.1.4 システム定数一覧

- ・「受付」待ちタイマ (TN001)

「要求」送出後、相手から「受付」または「拒否」を受信するまでのタイマである。本タイマ値は 15 秒とする。

- ・「拒否」連続送出回数 (L)

対局からの「要求」に対し選択できるプロトコルがない場合に送出する「拒否」の連続送出回数である。規定回数は、20 回とする。

7.2 リアルタイムプロトコルレイヤ仕様

7.2.1 全般的事項

本標準規格で規定するリアルタイムプロトコルは、TTC 標準 JT-H223 及び ITU-T 勧告 H.223/Annex A, H.223/Annex B, H.223/Annex C に準拠する。参考のため、ITU-T 勧告 H.223/Annex A, H.223/Annex B, H.223/Annex C の内容を、それぞれ付属資料 1、付属資料 2、付属資料 3 に示す。これらの内容と参照している ITU-T 勧告に規定されている内容とが異なる場合には、ITU-T 勧告の規定を優先する。また、PIAFS リアルタイムプロトコルと ITU-T 勧告とで相違する内容、限定される条件などは付録 1 にまとめて記述されている。

PIAFS リアルタイムプロトコルを利用する端末は、レベル 0 の場合を除いて、PHS 網におけるエンド・エンドでの 4 ビット単位の構造を利用して MUX-PDU を送出することが推奨される。即ち、MUX-PDU の各オクテットは、PHS 網の物理層における 4 ビットのタイミング(注)と、MUX-PDU のオクテット境界とが一致するように送出されることが望ましい。受信側では、これとは反対に、MUX-PDU の同期探索において、PHS 網の 4 ビットの境界を優先するように処理することができる。(付録 2 参照)

注：PHS 網の 4 ビット単位の構造は、TCH フレームタイミングから得ることができる。付録 2 参照。

7.2.2 レベル 0 プロトコル

レベル 0 プロトコルは、TTC 標準 JT-H223 の規定に従う。

本 PIAFS リアルタイムプロトコル規定に準拠する全ての端末は、レベル 0 プロトコルをサポートしなければならない。レベル 0 プロトコルは、従来の固定網に接続される端末と互換なプロトコルを提供する。ただし、伝送誤りに対する対策、保護が充分ではないため、通信条件が悪い場合には、利用するべきではない。

レベル 0 プロトコルの MUX-PDU は、HDLC フォーマットに準拠しているため、HDLC フラグパターンをユニークに識別できるよう 0 ビット挿入が行われる。そのため、MUX-PDU 長は、オクテットの整数倍となるとは限らないため、7.2.1 章に規定された MUX-PDU の 4 ビット構造への同期機能は用いられない。

7.2.3 レベル 1 プロトコル

レベル 1 プロトコルは、付属資料 1 に記述された ITU-T 標準 H.223/Annex A の規定に従う。レベル 1 プロトコルでは、レベル 0 で用いられる MUX-PDU 境界を示す HDLC フラグに代わって、PN シーケンスによる長いフラグが用いられる。従って、0 ビット挿入が不要であり、MUX-PDU 長は、オクテットの整数倍となる。その他、アダプテーションレイヤ等は、レベル 0 プロトコルと同様である。

7.2.4 レベル2 プロトコル

レベル2 プロトコルは、付属資料2 に記述された ITU-T 標準 H.223/Annex B の規定に従う。

レベル2 プロトコルでは、レベル1 プロトコルに加えて、MUX-PDU ヘッダ情報への誤り保護等の機能が提供される。アダプテーションレイヤは、レベル0、レベル1 プロトコルと同様である。

7.2.5 レベル3 プロトコル

レベル3 プロトコルは、付属資料3 に記述された ITU-T 標準 H.223/Annex C の規定に従う。

レベル3 プロトコルでは、レベル2 プロトコルに加えて、MUX-PDU ペイロード情報の誤り保護機能等が提供される。そのため、アダプテーションレイヤも、付属資料3 に示される通りに、変更される。

付 録

付録 1： ITU-T 勧告との相違

(本付録は、本標準規格の一部であり、必須の規定ではないが、標準規格本文に規定された手順を実装する際に、考慮すべき事項について記述している。)

1.1 ITU-T 勧告との関係とリアルタイムプロトコルに特有な項目

ITU-T においては、モバイル環境における映像伝送のために H.324 Annex C、H.223 Annex A、H.223 Annex B、H.223 Annex Cなどを勧告化している。本標準規格に規定されるリアルタイムプロトコルは、これらの ITU-T 勧告に基づいて PHS におけるリアルタイム性の強い動画伝送方式へ適用したものであり、ITU-T 勧告と共通なプロトコルを提供する。

本標準規格における、ITU-T 勧告との相違は、以下の通りである。

(1) インバンドネゴシエーション

本リアルタイムプロトコルでは、インバンドネゴシエーションによる PIAFS データ伝送プロトコルなどの他のプロトコルとリアルタイムプロトコルを識別して、選択する手順を提供する。

また、インバンドネゴシエーションから ITU-T 勧告 H.223、H.223 Annex A/B/C と等価な多重化伝送プロトコルへ移行する際の手順についても規定している。

(2) PHS 網の 4 ビット構造利用の推奨

本リアルタイムプロトコルで用いられる ITU-T 勧告 H.223 Annex A/B/C と等価な多重化伝送プロトコルでは、オクテットの整数倍の長さの多重化伝送フレームが使用されるため、これらの多重化フレームの伝送において、PHS 網におけるエンド・エンドでの 4 ビット単位の構造を利用して、多重化フレームのオクテット境界を 4 ビット境界に合わせて送出することが推奨される。

(3) レベル 0 端末のレベル整合のサポート

本リアルタイムプロトコルでは、H.223 レベル 0 のみをサポートする端末においても、レベル整合をバイパスせずにレベル設定手順に従うことが推奨されている。しかし、レベル 0 端末はレベル整合をバイパスできるとの ITU-T 勧告 H.324 の規定に従うこと、即ち、レベル整合をバイパスすることを妨げるものではない。そのため、レベル 0 のみをサポートする端末と対向した場合には、相手側端末がレベル整合をバイパスする可能性があることに配慮しなければならない。

付録 2：実装上の留意事項

(本付録は、本標準規格の一部であり、必須の規定ではないが、標準規格本文に規定された手順を実装する際に、考慮すべき事項について記述している。)

2.1 インバンドネゴシエーション完了の判定処理

2.1.1 インバンドネゴシエーション完了判定における課題

インバンドネゴシエーションの正常な完了条件は、双方の端末で同じデータリンクプロトコルが選択されていることである。具体的には、それぞれの端末が対局が選択したデータリンクプロトコルを認識し、それが自らが選択したプロトコルと一致した場合にインバンドネゴシエーションが正常完了する。データリンク起動側はネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)の受信で、対局が選択したデータリンクプロトコルを知ることができる。また、データリンク被起動側は、ネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)で示したプロトコルに従ったデータを受信することで、対局がネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)を受信したことを、すなわち受け付けたデータリンクプロトコルが対局で正しく選択されたことを確認することができる。

ここで、リアルタイムプロトコルが選択された場合について説明する。PIAFS リアルタイムプロトコル規定では 5.3 章に示されるように上位互換性のある複数のレベルの多重化プロトコルが用意されている。サポートするレベルの異なる端末同士が通信するために、複数のレベルをサポートする端末は通信開始時にレベル整合を行う。レベル整合手順では、高誤り伝送路での通信を考慮し、最初にそれぞれの端末が自己の持つ最高レベルのスタッフシーケンスを送信することになっている(6.2.2.章多重化プロトコルレベル整合参照)。

一方、ここで送信されるスタッフシーケンスは、データリンク被起動側ではネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)が対局に到達したことの確認に利用することができる。この時、被起動側端末のサポートレベルが起動側端末のサポートレベルより低いと、伝送されてくるスタッフシーケンスを解釈して認識することができなくなり、上述の条件によるインバンドネゴシエーションの完了判定が行えないという問題が発生してしまう。具体的には図 A.2 1 に示すように、データリンク被起動側において、対局からのスタッフシーケンスをネゴシエーションフレームが誤ったと認識し、ネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)を引き続き送信する現象が起きてしまう。

2.1.2 PIAFS リアルタイムプロトコル規定における

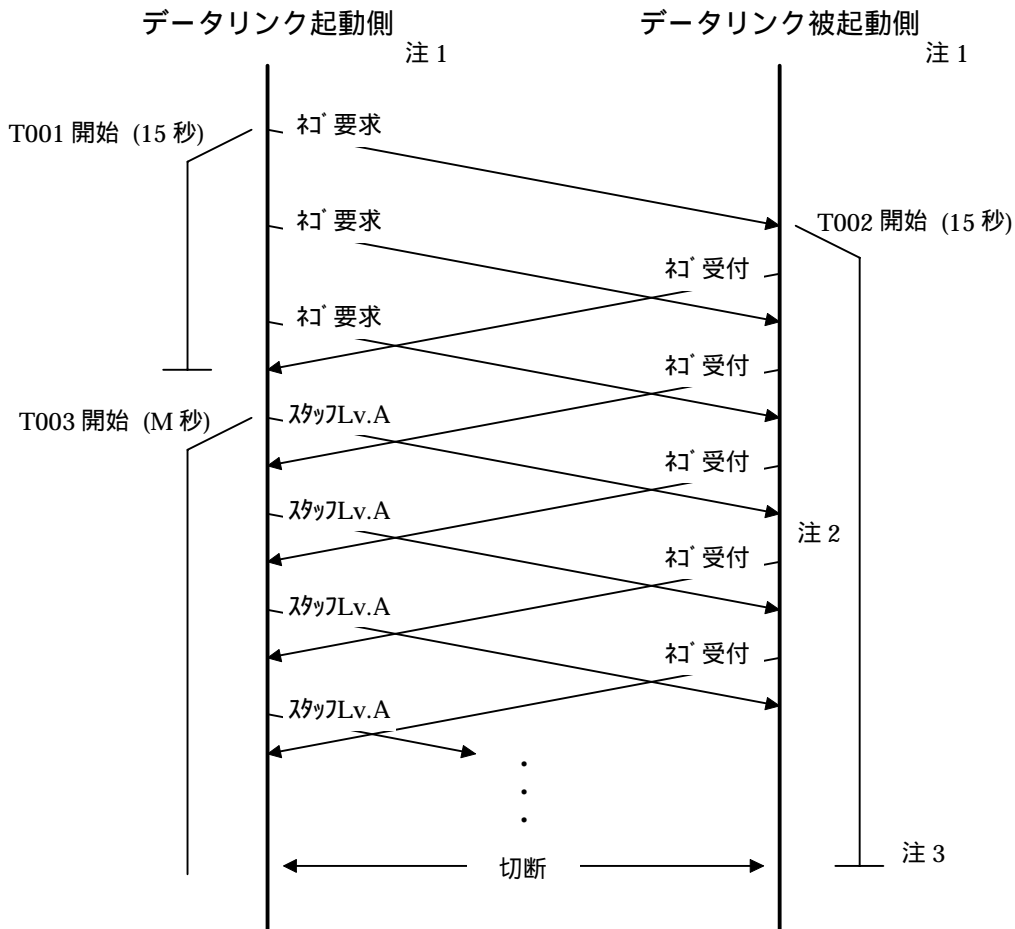
インバンドネゴシエーションの完了判定

PIAFS リアルタイムプロトコル規定では、付録 2.1.1.に挙げた問題を解決するために、データリンク被起動側においてネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)送信中に対局からのネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：要求)を受信されなくなると、これをスタッフシーケンスと想定してインバンドネゴシエーションを完了するように規定されている。具体的には、

ネゴシエーションフレームが本当に誤って受信された場合を考慮し、ネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別:要求)がN回連続して検出されなくなったら、インバンドネゴシエーションを完了することになっている。この時、受信側は、ネゴシエーションフレームが検出されない状態にある。そこで、N回連続して受信できなかった事は、ネゴシエーション要求フレームが、N回受信検出できるはずの間隔に相当する時間内に、一度も検出できなかったことによって判定される。

以上の手順では、対局のインバンドネゴシエーションの完了を推測することで、双方の端末でサポートする多重化プロトコルレベルが異なる場合でも通信できるようにしている。次に上記手順に含まれるパラメータNの選択について補足する。

パラメータNは、対局のインバンドネゴシエーションの完了を推測するのに使用され、端末の接続性と接続時間のトレードオフで決定される。PIAFSフレームの誤り率をEとすると、ネゴシエーションフレームがN回連続して誤る確率は E^N である。これは「データリンク起動側のインバンドネゴシエーションが完了していないのに被起動側がレベル整合を始めてしまう」確率にあたり、Nの値を大きくとるとこの誤りを少なくできる。一方、このような誤り保護を入れない場合(N=0)と比較すると、接続に要する時間が $20N$ msec長くなってしまう。この点を考慮しPIAFSリアルタイムプロトコル規定ではN=20以上を推奨している。



〔凡例〕 禰要求 : 禰セッションフレーム (禰セッション種別: 要求, プロトコル種別: リアルタイム)
 禰受付 : 禰セッションフレーム (禰セッション種別: 受付, プロトコル種別: リアルタイム)
 スタッフLv.X : スタッフシグナス (多重化プロトコルレベル: X)

┘ : タイマの停止

注 1: 起動側端末のプロトコルレベルは A, 被起動側のレベルは B. (A>B)
 注 2: 被起動側ではレベル A のスタッフシグナスを認識できないため, 引き続き禰受付を送出.
 注 3: 受信誤りの状態が続き, タイマ(T002)がタイムアウト. 呼を切断.

図 A.2-1 インバンドネゴシエーション完了判定の課題

2.1.3 ネゴシエーション時間を短縮するオプション

付録 2.1.2. で示したように, インバンドネゴシエーション完了の誤判定による接続エラーを減らそうとすると接続に要する時間が長くなってしまふ。以下に, 接続時間を短縮するために, オプションとして端末に実装できる方法を示す。

2.1.3.1 全レベルのスタッフシーケンスを認識する方法

付録 2.1.1. で示した課題は、双方の端末でサポートする多重化プロトコルレベルが異なっていることが原因で発生している。本オプションは、端末が実際にサポートする多重化プロトコルレベルより以上の、全レベルのスタッフシーケンスを認識することで、インバンドネゴシエーションに要する時間を短縮するものである。

この方法における全レベルのスタッフシーケンスの認識は、対局におけるインバンドネゴシエーションの完了の判定だけに使用される。データリンク起動側ではネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)が受信されると、スタッフシーケンスの送出を開始する。データリンク被起動側では、ネゴシエーションフレーム(ネゴシエーション種別：受付)の送出中に全レベルのスタッフシーケンスの検出を行う。付録 2.1.1. では端末のサポートレベルによってはスタッフシーケンスが認識できないことが問題となっていたが、全レベルのスタッフシーケンスを検出することでこの問題を回避することができる。

以下に、このオプションを実装する際に留意すべき事項を示す。

1. 将来 PIAFS リアルタイムプロトコル規定で使用できる多重化プロトコルレベルが拡張された時点で、従来のレベル 3 までしかサポートしていない端末は全レベルのスタッフシーケンスを認識できない可能性がある。つまり、新たに追加されたレベルに対しては付録 2.1.1. の課題が再び発生する。このため、本オプションを採用する場合にも、PIAFS リアルタイムプロトコル規定 6 章に記述された手順は実装されていなければならない。
2. 付録 2.1.1. の課題を解決するために必要な情報は、データリンク起動側がサポートするプロトコルレベルではなく、データリンク起動側がスタッフシーケンスを出力しているという情報である。現在のレベル 1~3 のスタッフシーケンスには PN フラグを使用するという共通点があるため、PN フラグとレベル 0 の HDLC フラグを検出することで、実装を簡単化することができる。但し、ネゴシエーションフレームとのエミュレーションを避けるため PIAFS フレームの同期を利用する等の保護策が必要になる。

2.1.4 起動側端末における考慮

付録 2.1.1. に記述される課題は被起動側の動作に関するものであり、呼接続と同時に自ら積極的にインバンドネゴシエーションを起動する端末、即ち起動側として動作する端末では、基本的には完了判定の課題は発生しない。この場合、本文 7.1.3.1. に記述されるようにいつでも起動自体の競合が発生しうる。本文 7.1.3.1. には起動競合への対応について記述されているが、最終的に起動側動作としての完了条件、即ちネゴシエーション受付フレームの受信をもってネゴシエーション完了するのが通常である。

しかしごくまれには、被起動側動作としての完了条件をも認識できないとネゴシエーション完了できない場合が存在しうる。例えば、自ら送信した筈のネゴシエーション要求フレームが、呼接続からインバンドネゴシエーション起動に移行する際のタイムラグの違いや通信路エラーなどにより

対局にて認識される前に、起動の競合によって本文 7.1.3.1. に記述される切り替え動作を実行してしまっただけの場合がこれに該当する。その対策として、本文 7.1.3.1. に記述される対応に加え、ネゴシエーション要求フレームの受信後、更にM回のネゴシエーション要求フレームの送信の後にネゴシエーション受付フレームでの応答送信に切り替える付加動作が考えられる。これにより、対局でのネゴシエーション要求フレームのより確実な受信が期待できるようになり、結果的に上述の問題点が回避される。しかしながら、この方法においても、上述の問題点を確率的に回避する手段であり、その意味では、インバンドネゴシエーション起動側においても、本付録 A.2.1. に記述される被起動側完了条件に関する処理を実装している方が更に安全である。尚、Mの値は、A.2.1.2. に記述されるNと同じ考察が成り立つ。

(注) 上記は次のように解釈することもできる。

本文 7.1.3.1. に記述される切り替え動作により、被起動側動作に変更した場合を考える。その時、対局からのスタッフ受信を期待するが、対局も同様な動作をすることによってネゴシエーション受付フレームを受信する可能性も高い。本文 6.2.1. に記述される被起動側動作での完了条件(N回受信断の検出)では、このネゴシエーション受付フレームの受信もネゴシエーション要求フレームの受信断として認識される。もちろん、ネゴシエーション受付フレームの受信と解釈でき、明らかにネゴシエーション要求フレームの受信ではないと判断できる端末は、本文 6.2.1. に記述される通り、N回以下であっても完了することができる。

一方、本文 7.1.3.1. の切り替え動作を、あくまで起動側動作完了条件しか装備せず一時的に送信側だけ被起動側動作に変更した処理を行う、とするなら、M回のネゴシエーション要求フレーム送信後に切り替えるという付加動作により、被起動側動作完了条件を装備しないことへの対策が A.2.1.2. に記述される値Nに関する考察の結果と同様に高い確率で実現される。尚、もちろん上記は実装者の判断だが前者の実装の方が安全であることは言うまでもない。

2.2 端末のハンドオーバー時への配慮

端末のハンドオーバー時には、同期外れなどにより誤り率の高い状態が発生する可能性が高い。このような場合、本標準規格で規定される伝送誤りへの対策を考慮したプロトコルによっても、対処できない場合が発生しうる。

特に、ビデオコーデックに対して、この高い伝送誤りは短時間では回復できない著しい画質劣化を発生させる可能性がある。端末において、ハンドオーバーが発生したことを検出できるか否かは実装に委ねられるが、何らかの手段によって、ハンドオーバーなどにより、伝送誤りが非常に高い状態を検知できる端末では、ビデオコーデックにおいて、フレーム内モードなどによって符号化した画像を伝送するように制御することなどによって、受信側で劣化した画像を早期に回復できるように配慮することが望ましい。

また、ハンドオーバー時には、物理層での同期が一旦失われるため、リアルタイムプロトコルの伝

送フレームの同期外れが発生する。この時、MUX-PDU ヘッダの同期符号などによって、フレーム同期を回復することができるため、同期確立のために再度インバンドネゴシエーションを起動する必要はない。

リアルタイムプロトコルでは、サポートする多重化プロトコルのレベルが異なる端末が対向した場合にも相互通信が可能なように、本付録 2.1 章に記述した処理によって、インバンドネゴシエーションの完了判定を行っている。そのため、インバンドネゴシエーション中にハンドオーバーによる同期外れや伝送誤りが発生すると、ネゴシエーションフレームや、スタッフシーケンスが正しく受信できない。この時、受信側端末では、誤ってネゴシエーションの完了と判断してしまい、相手側端末との状態の不一致が生じてタイムアウトなどが発生する可能性があることに、注意が必要である。

2.3 MUX-PDU の同期探索と送信タイミング

本章では、レベル 1 以上のオクテットの整数倍の長さを持つ MUX-PDU の送信 / 受信における処理に関する。

2.3.1 PHS 網の 4 ビット構造の利用

PHS 網では、エンド・エンドでの伝送において、4 ビット単位の構造が保存される(注)。この 4 ビット構造は、TCH エアフレームのタイミングを基準にして得ることができる。例えば、TCH フレームの先頭から 4 ビットづつに区切った 32Kbps 上の周期(4 ビットタイミング)に基づいて、少なくともこれに同期して MUX-PDU を送信すれば、受信側でも TCH フレームの先頭から 4 ビットずつ受信データを読み出して、これにバイトアラインした位置での同期探索(即ち、4 ビットずつずらした位置での同期探索)を優先して行うことができる。この時、ユニークワードではないレベル 1 以上の MUX-PDU 同期符号のエミュレーション確率を減少させることが期待できる。

注：これは ISDN 網のベアラにおける 8kHz 構造と同様なものであり、64kbit/s の ISDN B-ch では 8 ビット単位のオクテットタイミングとして得られるが、32Kbps の PHS 網では 4 ビット単位の構造となる。

2.3.2 ネゴシエーションフレームにオクテット同期した MUX-PDU 処理

インバンドネゴシエーションにおいて確立したネゴシエーションフレームのオクテットタイミングを利用して、それにオクテット同期した MUX-PDU 送信、及びそのタイミングを優先した同期探索により、同様にエミュレーション確率を減少させた MUX-PDU 同期処理が期待できる。ネゴシエーションフレームの先頭を、TCH フレームの先頭(もしくは、PHS 網の 4 ビット構造)に合わせて送出するように構成された端末の場合、この方法によっても PHS 網の 4 ビット構造に同期した MUX-PDU 送信が可能である。また、この方法では、インバンドネゴシエーションから MUX-PDU 送信へのよりスムーズな移行、被起動側でのスタッフシーケンスの早期認識(特に本付録.2.1.3.の場

合)を提供する。

ただし、本方法では、ハンドオーバーなどにより同期喪失、同期スリップなどが発生した場合、対局においてネゴシエーションフレームのオクテットタイミングが失われてしまう点に注意を要する。特に、自端末でのハンドオーバーの発生は認識することも可能であるが、対局でハンドオーバーが発生した場合は、一般には連続的な無効データの受信としてしか認識できない点も配慮する必要がある。この方法による場合も、MUX-PDU を PHS 網の 4 ビット構造に同期して送出するための間接的な手段として利用されるべきである。

2.3.3 受信側での同期探索処理

上記、MUX-PDU の送出方法は推奨であり必須の規定ではない。これは、端末の構成によっては、PHS 網の 4 ビット構造を利用できない端末も存在する可能性があることを示す。従って、受信側では、相手側端末が PHS 網の 4 ビット構造を利用できない場合もあることを考慮すると、全てのビット位置で MUX-PDU の同期探索を行えるように構成する必要があることは明らかである。

付 属 資 料

付属資料 1

ITU-T 勧告 H.223/Annex A: 低誤り発生チャネル上での低ビットレ - トモバイルマルチメディア通信用多重化プロトコル

(本付属資料は、標準規格の一部ではなく、参考のための技術情報を提供するものである。)

A.1 概要

本付録は H.324annex.C に記述されるモバイル用 H.223 拡張のレベル 1 プロトコルを規定する。

本付録は多重化レイヤの MUX-PDU フレ - ミングのみ変更するが、勧告 H.223 のアダプテ - ションレイヤについては変更しない。

A.2 多重化 (M U X) レイヤ規定

勧告 H.223 の MUX-PDU フレ - ミングが変更される。H.223 レベル 1 は、勧告 223 の 6.3 章の代りに A.2.1 での処理を使用しなければならない。

A.2.1 MUX-PDU フレ - ミング

必須である基本モ - ドでは、全ての MUX-PDU は 16 ビットフラグを使用して区切られなければならない。レベル 1 送信はこの基本モ - ドで開始されなければならない。

オプションである二重フラグモ - ドでは、全ての MUX-PDU は 2 つの連続した 16 ビットフラグで区切られなければならない。本勧告に一致する全ての送信器は、H.245 に規定される h223AnnexADoubleFlag 能力通知を使用して二連続フラグで MUX-PDU を区切る為にそれら能力を送信しなければならない。

A.2.1.1 フラグ

基本モ - ドでの全ての MUX-PDU は、以下のユニ - クビットパタ - ンからなる 16 ビットフラグによって先行、後続されなければならない。

Bit :	8 7 6 5 4 3 2 1	Octet :
	1 1 1 0 0 0 0 1	1
	0 1 0 0 1 1 0 1	2

図 1 / Annex A : 16 ビットフラグ

MUX-PDU に先行するフラグは開始フラグとして定義される。MUX-PDU に後続するフラグは終了フラグとして定義される。終了フラグは次の MUX-PDU の開始フラグとして共用しても良い。但し本勧告に一致する全ての受信器は、フラグが MUX-PDU 間で繰り返し送信されても構わない

よう、二以上連続するフラグの受信に適応しなければならない。

二重フラグモードでの全ての MUX-PDU は、二つの連続した 16 ビットフラグ(二重フラグ)によって先行、後続されなければならない。MUX-PDU に先行する二重フラグは開始フラグとして定義される。MUX-PDU に後続する二重フラグは終了フラグとして定義される。終了フラグは次の MUX-PDU の開始フラグとして共用しても良い。

二重フラグで動作する全ての受信器は、二重フラグが MUX-PDU 間で繰り返し送信されても構わないよう、二つ以上連続する二重フラグの受信に適応しなければならない。二重フラグモードで動作する送信器は、図 1 で規定される 16 ビットフラグの偶数個 を常に送信しなければならない。

MultiplexDoubleFlag 能力を送信した送信器は、h223MultiplexReconfiguration.h223AnnexAdoubleFlag.start コマンドを受信すると、二重フラグで MUX-PDU を区切り始めなければならない。また、h223MultiplexReconfiguration.h223AnnexA doubleFlag.stop コマンドを受信すると、二重フラグでの MUX-PDU の区切りを終了しなければならない。

基本モードから二重フラグモードもしくはその逆への変更を要求している新しいモードの最初のフラグを受信するまでの期間では、受信器は単一及び二重フラグの両方を探索すべきである。最初に検出された新しいフラグは、有効な HEC を伴う多重化ヘッダが続くなら、有効なフラグとしてのみ受信されなければならない。変更の正確さを増す為に、新たなモードが確立するまでこの探索は複数回繰り返されるべきである。

注：Annex B や C は拡張された同期方法を使用するので、二重フラグでの MUX-PDU の区切りは Annex A でのみ実行される。

A.2.1.2 フラグ検出

受信器による MUX-PDU 開始の検出は、同期フラグを伴う入力ビットストリムの相関によって実行されても構わない。相関器の出力は、相関しきい値(CT)と比較しても構わない。CT の値は本付録では規定しない。その出力がしきい値以上の場合いつでもフラグが検出されたと決定すべきである。

フラグエミュレーションを減少させる為に MUX-PDU のオクテット同期構造が使用されるべきである。多重化ヘッダの HEC チェックを使用することにより、エミュレーションを更に減少させても構わない。

注：レベル 1 処理は、勧告 H.223 で HDLC フラグに対して記述される 0 挿入処理を使用しない。

このレベルではビットストリム中のフラグエミュレーションを防止せず透過性は保証されない。

付属資料 2

ITU-T 勧告 H.223/Annex B: 弱誤り発生チャネル上での低ビットレ - トモバイルマルチメディア通信用多重化プロトコル

(本付属資料は、標準規格の一部ではなく、参考のための技術情報を提供するものである。)

B.1 概要

本付録は H.324annex.C に記述されるモバイル用 H.223 拡張のレベル 2 プロトコルを規定する。本付録は多重化レイヤの MUX-PDU フレ - ミングのみ変更するが、勧告 H.223 及び H.223 Annex A のアダプテ - ションレイヤについては変更しない。

B.2 略語 (省略形)

この勧告の目的のため、以下の略語を勧告 H.223 セクション 4 に追加する。

M P L 多重化ペイロード長

B.3 多重化 (M U X) レイヤ規定

勧告 H.223 の MUX-PDU フレーミングが変更される。勧告 H.223 の 6.3 章から 6.6 章を使用する代わりにレベル 2 では、以下の処理及び定義が使用されなければならない。

B.3.1 MUX-PDU フレーミング

B.3.1.1 フラグ

H.223 Annex A ベーシックモードの A. 2.1.1 章参照。連続した同期フラグをレベル 2 では使用してはいけない。H.223 Annex B は、また、ダブルフラグモードをサポートしてはいけない。もし、送信側が送るべき情報を持っていないときは、B.3.2.3 のスタッフィングモード処理が使用されなければならない。

B.3.1.2 フラグ検出

この Annex で使用される同期フラグの一つの基本的な特性は、良い検出特性を提供する自己相関及びフラグ間での相互相関を持ち、その一の補数は反転の方向で同じ強力な検出特性を表す。相関器は規定された位置で同期探索を実行し、その相関器の出力は規定された情報のために一の補数フラグを検出することによって付加的な情報を示すために使用することができる。これは PM 情報を示すためとレベル間で移行を示すためにこの勧告の中で使用される。

受信機による MUX-PDU の始まりの検出は B.3.1.1 に記述されている MUX-PDU フラグを伴う入力ビットストリームの相関によってなされるべきである。相関の合計を決定する中で、相関器は

MUX-PDU フラグのゼロを"-1"と解釈するべきである。相関器の出力はそれから相関スレシールド (CT) とその負 (-CT) の両方と比較されるべきである。受信機は、相関器の出力が CT に等しいか大きいか、もしくは出力が-CT と等しいかそれ以下の場合、フラグが検出されたと決定すべきである。CT の値はこの Annex では明記されていない、しかしそのかわりインプリメンタの裁量に任されている。MUX-PDU のオクテット同期構造は同期フラグのエミュレーションを下げるために使用されるべきである。

B.3.2 MUX-PDU フォーマットと符号化 / 復号

すべての MUX-PDU は図 1 に示すフォーマットに従わなければならない。

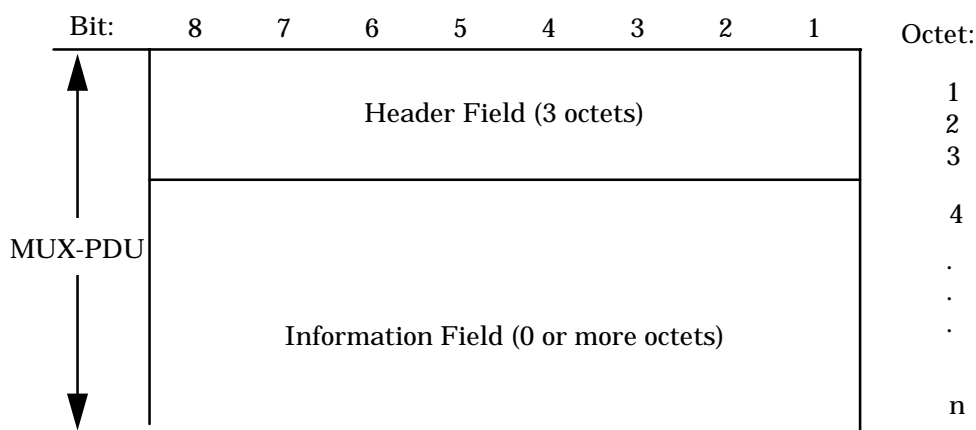


図 1 / Annex B MUX-PDU フォーマット

B.3.2.1 ヘッダフィールド

ヘッダのフォーマットは図 2 に示すフォーマットに従わなければならない。

bit	8	7	6	5	4	3	2	1	octet
	MPL4	MPL3	MPL2	MPL1	MC4	MC3	MC2	MC1	1
	P4	P3	P2	P1	MPL8	MPL7	MPL6	MPL5	2
	P12	P11	P10	P9	P8	P7	P6	P5	3

図 2 / Annex B MUX-PDU のヘッダフォーマット

MC4 と MPL8 が各々 MC と MPL フィールドの MSB である。P-bits は B.3.2.1.3 章で定義される。

Note : 図 2 及び図 4 におけるフィールドのビット順序は、一般的な H.223 の決まりに一致していない。

この Annex のためのオプションヘッダはチャネルエラーのため欠落された前の MUX-PDU ヘッダを使用するための能力を提供する。図 3 はこのオプションを使用したときの MUX-PDU のフォーマットを示し、図 4 はオプションヘッダのフォーマットを示す。オプションヘッダは前の MUX-PDU のパケットマーカと多重化コードを含む。

MC' と PM' の値は H.223/レベル 0 において MC と PM 各々によって示されている通りである。HEC' フィールドは勧告 H.223 の 6.4.1.2 章に記述されている手順に従って MC' から計算されなければならない。このオプションフィールドの使用は H.245 "h223MultiplexReconfiguration.h223ModeChange.toLevel2withOptionalHeader" メッセージによって示されなければならない。H.324/AnnexC の C.6 章に定義されている手順を使い開始されなければならない。

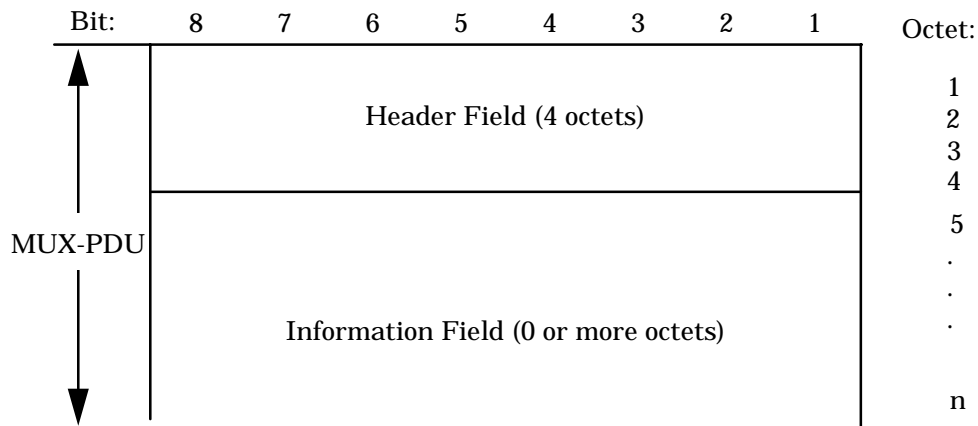


図 3 / Annex B オプション MUX-PDU フォーマット

bit	8	7	6	5	4	3	2	1	octet
	MPL4	MPL3	MPL2	MPL1	MC4	MC3	MC2	MC1	1
	P4	P3	P2	P1	MPL8	MPL7	MPL6	MPL5	2
	P12	P11	P10	P9	P8	P7	P6	P5	3
	HEC'3	HEC'2	HEC'1	MC'4	MC'3	MC'2	MC'1	PM'	4

図 4 / Annex B MUX-PDU のヘッダフォーマット

B.3.2.1.1 多重化コード(MC)フィールド

勧告 H.223 の 6.4.1.1 章参照

B.3.2.1.2 多重化ペイロード長(MPL)フィールド

8 ビットの MPL フィールドは情報フィールドの長さをオクテットで記述する、図 2 参照。MPL の値は 0 から 254 でなければならない。255 という値は使用してはいけない、そしてこの値は将来の用途のために残されている。

B.3.2.1.3 パリティビットフィールド

拡張ゴーレイ(24,12,8)符号

ゴーレイ(23,12,7)符号は完全符号であり、その符号の通常の形式は、以下の生成多項式によって生成しなければならない。： $G=1+X^2+X^4+X^5+X^6+X^{10}+X^{11}$

この符号は、符号化レートが 1/2 の符号を生成するためにパリティ(偶数パリティ)チェックビットを付加することによって拡張されなければならない。パリティビット P は、以下の式から導き出さなければならない。

$$\begin{bmatrix} P1 \\ P2 \\ P3 \\ P4 \\ P5 \\ P6 \\ P7 \\ P8 \\ P9 \\ P10 \\ P11 \\ P12 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}^T \cdot \begin{bmatrix} MC1 \\ MC2 \\ MC3 \\ MC4 \\ MPL1 \\ MPL2 \\ MPL3 \\ MPL4 \\ MPL5 \\ MPL6 \\ MPL7 \\ MPL8 \end{bmatrix}$$

Note : T は転置行列を表す。

この符号は組織的な構造を持つ。エラーのない場合では、コードワードの複雑な復号を必要としないでデータを取り出すことが可能である。

B.3.2.2 情報フィールド

勧告 H.223 6.4.2 章参照

B.3.2.3 スタッフィングモード

もし、情報がなければ、スタッフィングモードが使用されなければならない。多重化器は、レベル 2 ヘッダが後続するレベル 2 同期フラグを挿入することによってレベル 2 スタッフィングモードを示さなければならない。(ノーマルレベル 2 ヘッダが B.3.2.1 章のオプションヘッダかオペレーションモードによる) MPL フィールドは"00000000"に MC は"0000"にしなければならない。このスタッフィングモードは任意の回数連続的に挿入されるかもしれない。

B.3.3 MUX-SDU 境界のマーキング

この章は H.223 勧告 6.5 章を置き換えたものである。

AL および / あるいはフレーム指向の高位レイヤで受信機が解釈しなくてはならないすべてのフィールドの位置を識別するために、受信機において MUX-SDU 境界を検出する必要がある。これは以下のように達成されなければならない。

分割不可論理チャンネルにおいては、各 MUX-SDU は、タイプが `logicalChannelNumber` (勧告 H.245 参照) である単一の `MultiplexElement` 構造体で指定されたスロットと同時に始まり、指定された `repeatCount` の終了もしくは現在の MUX-PDU の終結フラグのどちらかが最初に発生したならば、終了しなければならない。現時点の MUX-PDU が MUX-SDU の直後の終結フラグで終了するならば、MUX-SDU の実際の長さは、スロットの長さより短い場合がある。各 MUX-SDU のサイズは変化するるので、これらの MUX-SDU と他の論理チャンネルからのオクテットを混在させるために、複数の多重化テーブルエントリを MUX-SDU の可能な長さに合わせて定義してもよい。H.245 で与えられた条件とともに、ここで与えられた定義は、相手側の受信機が拡張多重化能力を示したときだけ、1 つの MUX-PDU 内の分割不可論理チャンネルから 2 以上の MUX-SDU を構成することが可能になるということを意味することに注意すべきである。

分割可能論理チャンネルについては、各 MUX-SDU は複数のセグメントに分割してこれらのセグメントを 1 つ以上の MUX-PDU に入れて伝送しても良い。前の MUX-PDU の最後のオクテットが MUX-SDU を終端する最後のオクテットであることを示すためには 1 の補数終了フラグを用いなければならない。この手続きの結果として 1 MUX-PDU 内には 1 つの MUX-SDU しか終端し

てはならない；任意の分割可能論理チャンネルからの MUX-SDU が終端するとすぐにその MUX-PDU は 1 の補数終了フラグを用いて終端しなければならない。他の全ての状況において、1 の補数フラグが使用されてはならない。この手続きの別の結果として、1 つの MUX-PDU は同じ分割可能論理チャンネルからの 2 つの異なる MUX-SDU のオクテットを含んではならない。

付属資料 3

ITU-T 勧告 H.223/Annex C: 高誤り発生チャネル上での低ビットレ - トモバイルマルチメディア通信用多重化プロトコル

(本付属資料は、標準規格の一部ではなく、参考のための技術情報を提供するものである。)

C.1 概要

本付録は H.324annex.C に記述されるモバイル用 H.223 拡張のレベル 3 プロトコルを規定する。レベル 3 では、勧告 H.324 のモバイル拡張で最も誤りに耐性のある方式を規定する。本付録は勧告 H.223 の多重化レイヤとアダプテ - ションレイヤの両方を変更する。

C.2 略語と定義

ARQ	Automatic Repeat Request (自動再送要求)
CEC	Control Error Code (制御誤り符号)
CF	Control Header Field (制御ヘッダフィールド)
Egolay	Extended Golay Code (拡張ゴレーイ符号)
FEC	Forward-Error Correction (前方誤り訂正)
N(R)	Receive Sequence Number (受信シーケンス番号)
N(S)	Send Sequence Number (送信シーケンス番号)
RCPC	Rate Compatible Punctured Convolutional (code) (レートコンパチブルパンクチャド畳み込み(符号))
RN	Retransmission Number (再送番号)
SEBCH	Systematic Extended Bose-Chaudhuri-Hocquenghem (SEBCH)-Code (システマチック拡張 BCH(SEBCH)符号)
SN	Sequence Number (シーケンス番号)
SRC	Systematic Recursive Convolutional (code) (システマチック再帰的畳み込み(符号))
TB	Tail Bit (テール・ビット)

C.3 多重化 (MUX) レイヤ規定

本勧告では、勧告 H.223/Annex B B.3.2.3 章のスタッフィングモードを除いて、勧告 H.223/Annex B に規定されているものとはほぼ同様の多重化レイヤ規定を使用する。

C.3.1 スタッフィングモード

動的なレベル変更に先立って、最初に、レベル 3 スタッフィングモードは、MPL フィールドは"00000000"に設定したレベル 2 で使用されるスタッフィングモードと同一の構造でなければならない。ただし、MC フィールドは"1111"にしなければならない。ヘッダは、勧告 H.223/Annex B

のオプションヘッダフィールドを含んでもよい(H.223/Annex B B.3.2.1 章参照)。このスタッフィングモードは任意の回数連続的に挿入されるかもしれない。レベル変更後、端末は H.223/Annex B B.3.2.3 と全く同じスタッフィングモードを使用してもよい。

C.4. アダプテーション・レイヤ

C.4.1. AL1M

C.4.1.1. AL1Mの枠組み

AL1Mは、主として無線伝送路のような誤り率の高い伝送路におけるデータと制御メッセージの転送を目的とした非常に柔軟なアダプテーション・レイヤである。AL1Mは、誤り検出、順方向誤り訂正(FEC)および再送(ARQ)を提供する。また、フレームおよび非フレーム転送モードをもサポートする。

AL1Mは、以下の2つの転送モードをサポートする。

- a) フレーム転送モード
- b) 非フレーム転送モード

フレーム転送モードでは、AL1Mはデータ・リンク・レイヤ・プロトコルLAPM/V.42あるいはLAPF/Q.922等の上位レイヤ・プロトコルから生成されたフレームを転送してもよい。この場合、フレームは、まずAL-SDUにマップされ、その後MUX-SDUのAL1MによってMUXレイヤに渡される。

また、AL1Mは、非フレーム・オクテット・シーケンスを転送してもよい。本モードでは、AL1Mはフレーミングに全く注意を払わずに上位レイヤから受信したオクテットをMUXレイヤに渡すので、オクテット・シーケンスに存在するどの内部フレーミングも見えない。

AL1Mの転送モードは、H.245のOpenLogicalChannelメッセージによって送信側で選択する。

AL1Mは、オプションのEGolayまたはSEBCHヘッダを含む。またAL1Mは、オプションのシーケンス番号付けもサポートする。これにより、AL-PDUの損失、あるいは誤配を検出するのに使用してもよい。AL1Mは、可変長のAL-SDUを転送する。勧告H.233に加えて、AL1Mは、長いフレームのAL-SDUをいくつかのパケットに分割し、さらにAL1ユーザには一つのAL-SDUとして転送するという能力をもサポートする。

C.4.1.2. AL1MとAL1Mユーザの間で交換されるプリミティブ

交換されるプリミティブは、7.2.2/H.223で規定されているものと同一であるが、AL1という語

は AL1M に変更されなくてはならない。

C.4.1.2.1. プリミティブの説明

プリミティブの説明は、7.2.2.1/H.223 で規定されているものと同じであるが、AL1 という語は AL1M に変更されなくてはならない。

C.4.1.2.2 パラメータの説明

- **AL - SDU**：このパラメータは、AL1M と AL1 ユーザとの間で交換される情報の単位を規定する。各 AL-SDU は、オクテットを整数個含まなくてはならない。AL-SDU は、可変長でもよい。AL-SDU 内のオクテットはそれぞれ 1 から n と番号付けされ、オクテット内ではビットがそれぞれ 1 から 8 に番号付けされている。オクテット 1 のビット 1 が最初に伝送される。エンティティを受け取る AL1M は、AL-SDU が見出せないことを通知するため、空の AL-SDU を AL1 ユーザに送信してもよい。
- **誤り通知(EI)**：このパラメータは、AL1 ユーザに誤り通知を渡すために AL1M の受信側で使用してもよい。また、AL1M の受信側のエンティティが AL1 ユーザに空の AL-SDU を送信した場合にも使用されることがある。このパラメータを使用する際の詳しい手順および符号化の割り当ては、本勧告の範疇外である。

C.4.1.3. AL1M の機能

AL1M は、以下の機能を提供する。

- オプションの誤り検出と誤り通知
- オプションのシーケンス番号付け
- オプションの順方向誤り訂正
- オプションの、ARQ または A R Q を通しての、再送のサポート
- オプションの、AL - SDU をフレーム形式を有した複数フレームに分割する機能

C.4.1.4. AL1M のフォーマットと構成

AL1M のフォーマットを図 1 に示す。

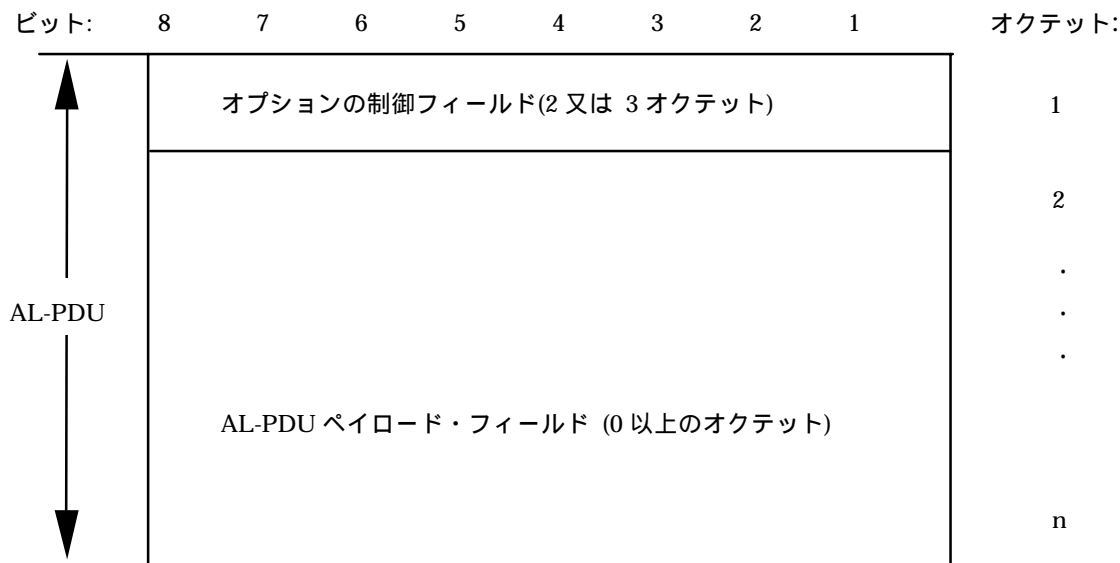


図 1 / Annex C AL1M の AL - PDU のフォーマット

AL - PDU は、I - PDU または S - PDU のいずれか一つから構成しなければならない。S - PDU が転送される場合 AL - PDU ペイロードの長さは 0 であり、0 でなければ AL - PDU ペイロードは I - PDU である。以下の記述において特に明記しない限り、AL - PDU ペイロードは I - PDU として記述される。AL1M 受信側で受け取ることのできる AL - PDU の最大の長さは、H.245 の能力交換により通知しなければならない。

勧告 H.223 の AL1 とは異なり、AL - SDU は必ずしも AL - PDU ペイロードに直接マップされるものではない。図 2 を参照せよ。アプリケーション・レイヤ (AL1 ユーザ) は、AL - SDU を介してアダプション・レイヤにデータを転送する。アダプション・レイヤは、これらの AL - SDU から自分の AL - SDU* を形成する。AL - PDU の長さは C.4.1.7.1 章で記述する手順で得ることができる。AL - PDU は、AL - PDU ペイロードおよびオプションの制御フィールド(CF)から形成される。オプションのビット・インタリーブは、AL - PDU 全体に適用してもよい。

誤りプロトコルによって AL1M は次の 2 つのモードを扱うことが可能である。

FEC_ONLY FEC_ONLY では、CRC を持つ AL - SDU* は符号率 $r = 1.0$ で RCPC 符号化される。結果として得られる AL - PDU は、単一の AL - PDU ペイロードのみから成る。分割モードはサポートされていない。

ARQ モードが ARQ (ARQ または ARQ) に設定されている場合、再送を要求するこ

とが可能である。必須の誤り検出符号(CRC)と必須のテール・ビット(TB)¹が AL - SDU* に付加される。この新しいフィールドは、母率 $r = 1/4$ の畳み込み符号で符号化される。符号化されたデータは、バンクチャリングの法則に従ってリニア・バッファ²に入れてもよい。AL - PDU ペイロードを満たすにあたっては、バッファのオクテットがこのバッファからリニアの順番で読み込んでよい。このバッファの最初のオクテットは、AL - PDU ペイロードの最初のオクテットでなければならない。

ARQ のみで使用されている場合、(再)転送はそれぞれ同じ符号化データを含まなければならない。従って、同じ SN の再送の AL - PDU は同数のオクテットを含まなければならない。

ARQ を使うと、(再)転送はそれぞれ異なるバッファ符号化データを含むことが可能で、(再)転送 AL - PDU ペイロードの長さは異なってもよい。最初に転送された AL - PDU ペイロードは、バッファの最初からリニア読み込みすることで、バッファのオクテットを含まなければならない。再送は、それぞれ最後に読まれたオクテットの後のバッファを読んでデータを転送する。読み込みの処理がバッファの最後に来たら、処理はバッファの最初から読み込むことで続けられる。

¹ テール・ビットが必要なのは、畳み込みコードによるエラー訂正機構が使用されるためである。この場合、TB フィールドは 4 ビットの長さを持つ。

² バッファ機構は、符号化・復号化のシステムを簡略に記述するためのみに使用される。従って、これはシステムのインプリメント方法についての記述ではない。

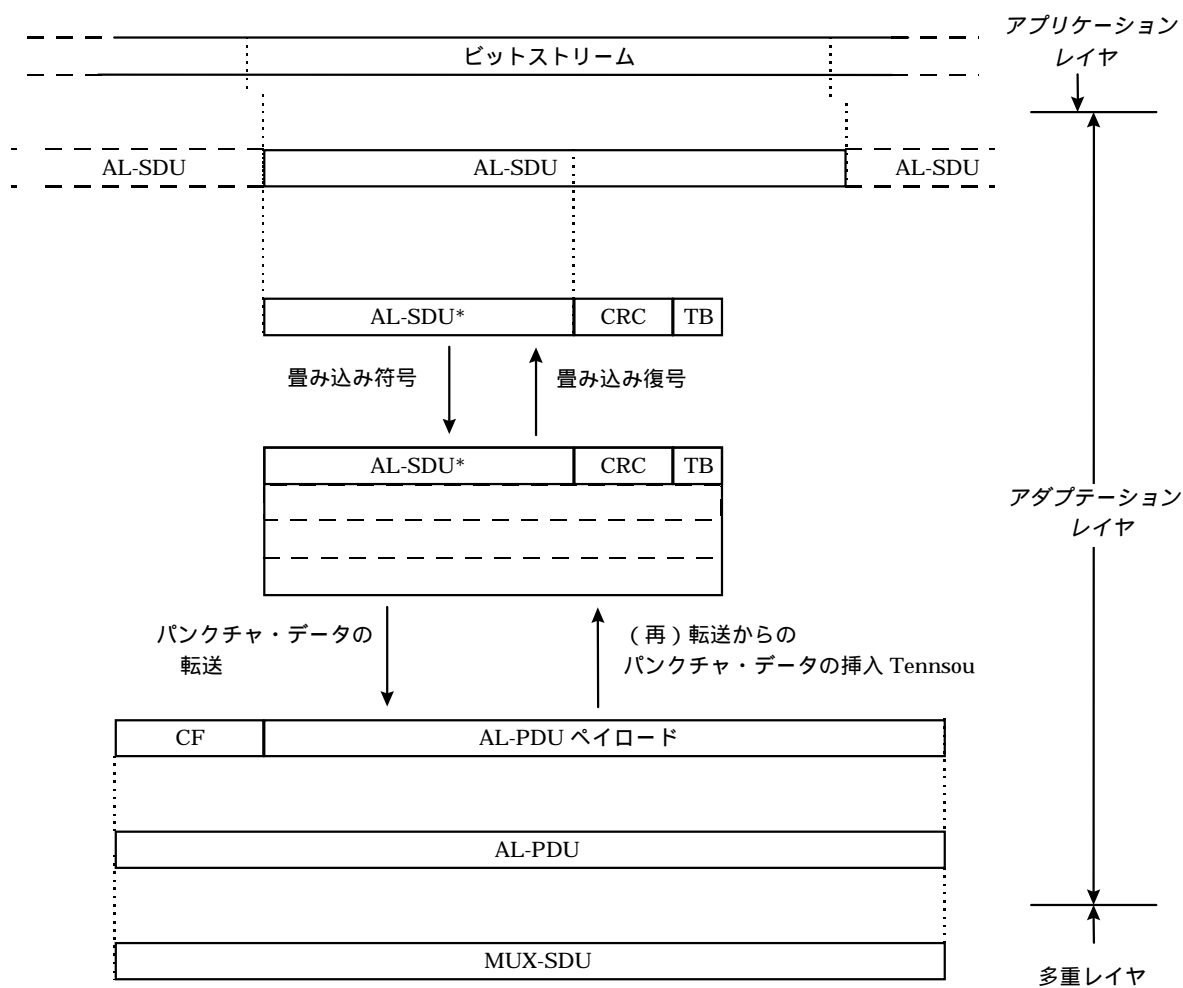


図 2 / Annex C AL1M 構成

C.4.1.5 制御フィールド (CF)

オプションの制御フィールドは、シーケンス番号 (SN) フィールド、再送番号 (RN) フィールド、1 ビット・フィールド (X)、制御誤り符号 (CEC) フィールドから成る。CEC には、図 3 に示すように、SEBCH または EGolay 符号を使用する。これらの符号は、SN, RN, X フィールドに対する誤り検出・訂正機能を提供する。

ビット	8	7	6	5	4	3	2	1	オクテット
P1	X	RN	SN5	SN4	SN3	SN2	SN1		1
P9	P8	P7	P6	P5	P4	P3	P2		2

図 3 a / Annex C SN=5 で SEBCH コードの AL1M の AL - PDU の制御フィールド・フォーマット

ビット	8	7	6	5	4	3	2	1	オクテット
SN8	SN7	SN6	SN5	SN4	SN3	SN2	SN1	1	
P4	P3	P2	P1	X	RN	SN10	SN9	2	
P12	P11	P10	P9	P8	P7	P6	P5	3	

図 3 b / Annex C SN=12 で EGolay コードの AL1M の AL - PDU の制御フィールド・フォーマット

注： 図 3 のフィールドのビットの順番は H.233 の規定に一致するものではない。

表 1 で示すように、CEC フィールドで使われる符号によって、SN フィールドの長さは異なってもよい。制御フィールドが空の場合、再送の手順は使用されない。

表 1 / Annex C 異なる CEC での SN フィールドの長さ

CEC	SNフィールドの長さ	参照先
SEBCH(16, 7, 6)	5	表6
EGolay(24, 12, 8)	10	3.2.1.3/H.223付属書B

C.4.1.5.1 シーケンス番号(SN)フィールド

選択した CEC 符号にもとづいて、シーケンス番号フィールドは 5 または 10 ビットでなければならない。SN フィールドは、SREJ メッセージの場合を除いて、送信シーケンス番号 N(S)を含まなければならない。この場合は受信シーケンス番号 N(R)を含まなければならない。

SN フィールドを使用中には、AL1M 受信側は AL - PDU が損失したか、または MUX レイヤで誤配したかということを検出するかもしれない。AL1M 受信側は、検出された誤って送信された AL - PDU をすべて破棄するべきである。

C.4.1.5.2 RN フィールド

逆方向チャネル (SREJ メッセージ) の S - PDU では、RN フィールドはモジュール 2 と同じ受信再送番号(RN)を含まなくてはならない。そうでない場合このフィールドは 0 に設定される。

I - PDU フレームでは、本フィールドは AL - PDU がいくつかの AL - PDU*に分割された結果に起こる、最後に転送されたパケットを通知するのに使用しなければならない。これはフレーム化転

送モードでのみ行われなければならない。分割モードについては、C.4.1.6.で記述する。

C.4.1.5.3 Xフィールド

S-PDUのために、Xフィールドにより SREJ または DRTX メッセージのどちらかを通知しなければならない。表 2 を参照のこと。

表 2 / Annex C 管理メッセージの定義

メッセージ	Xフィールドでのビット値
選択拒絶(SREJ)	1
再送拒絶(DRTX)	0

I - PDU のために X フィールドは、AL - SDU*フィールドの長さを通知するものとして使用されなければならない。X フィールドは、AL - SDU*内のオクテットの数のモジュロ 2 と同じでなければならない。AL - SDU*が、オクテットを奇数個含む場合は X = ' 1 ' であり、そうでない場合は X = ' 0 ' である。

C.4.1.5.4 制御誤り符号(CEC)フィールド

図 3 のパリティビット P で定義された CEC フィールドは、誤り検出、誤り訂正のどちらか、または両方の機能を提供する。

注： 図 3 のフィールドのビットの順番は H.233 の規定に一致するものではない。

表 1 で示したように、CEC フィールドで使われる符号によって、SN フィールドの長さは異なってもよい。制御フィールドが空の場合、再送手順は使用されない。

EGolay 符号の定義は、H.223 付属書 B の 3.2.1.3 で記述するものと同じでなくてはならず、CEC は以下の式で得られなければならない。

$$\begin{bmatrix} P1 \\ P2 \\ P3 \\ P4 \\ P5 \\ P6 \\ P7 \\ P8 \\ P9 \\ P10 \\ P11 \\ P12 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}^T \cdot \begin{bmatrix} SN1 \\ SN2 \\ SN3 \\ SN4 \\ SN5 \\ SN6 \\ SN7 \\ SN8 \\ SN9 \\ SN10 \\ RN \\ X \end{bmatrix}$$

注：記号 T は行列の転置を表す。

SEBCH 符号の CEC ビットは、以下の式で得られなければならない。

$$\begin{bmatrix} P1 \\ P2 \\ P3 \\ P4 \\ P5 \\ P6 \\ P7 \\ P8 \\ P9 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix}^T \cdot \begin{bmatrix} SN1 \\ SN2 \\ SN3 \\ SN4 \\ SN5 \\ RN \\ X \end{bmatrix}$$

本勧告に適合する AL1M 受信側は、上記 2 つの異なる CEC を持つ AL - PDU を受信し、正しく解釈することができなければならない。制御フィールドの実際の CEC は、送信側によって決定され、勧告 H.245 の OpenLogicalChannel メッセージにより通信相手に通知されなければならない。

C.4.1.6. AL - SDU フレームを分割する手順 (分割モード)

フレーム転送モードにおいてのみ、アダプション・レイヤは AL-SDU を一つ以上の AL-SDU* に分割してもよいが、それはこの分割手順の使用が OpenLogicalChannel メッセージで通知された場合である。この手順は受信側においては必須である。

各 AL - SDU* は、C.4.1.7 で記述する通りに転送される。AL - SDU の終わりを認証するために、RN フィールドを論理的な '1' に設定して、AL - SDU の最後の AL - SDU* をマーク付けしなければならない。そうでない場合は RN フィールドは '0' に設定しなければならない。

C.4.1.7. AL - PDU ペイロードの符号化と復号化の手順

ペイロード・フィールドは、完全な I - PDU または S - PDU のどちらかを含む。I - PDU は、オクテットアラインしたフィールドで、符号化データの 1 オクテット以上から成るものでなくてはならない。S - PDU は、再送能力が交換された場合のみ使用される。S - PDU は、0 オクテットの AL - PDU ペイロード・フィールドである。S - PDU の方向、つまり順方向または逆方向のチャンネルが使用されるかによって (C.4.1.13.2 を参照) 0 オクテットのペイロード・フィールドは異なるメッセージを表す。

送信側は、AL - PDU を作成するにあたっては、AL1M 受信側が受け取れる最大の AL - PDU の大きさを超えないようにしなければならない。この AL - PDU のサイズは H.245 の能力交換によって通知される。

C.4.1.7.1. AL - PDU (I - PDU) 長の評価

以下のパラメータが与えられている。

- l_v AL - PDU の長さ (ビット)
- t AL - SDU* の長さ (ビット)
- r_{target} RCPC 符号の符号化率
- l_h 制御ヘッダ (CF) フィールドの長さ (ビット)
- l_{CRC} CRC フィールドの長さ (ビット)
- l_{TB} RCPC 符号のテールビット数

AL - PDU の長さ l_v は、以下の式で得られる。

$$l_v = \min_{\lambda \in \mathcal{S}, \lambda \bmod 8 = 0} \left\{ \lambda \geq l_h + \left\lceil \frac{t + (t_{CRC} + l_{TB})}{r_{target}} \right\rceil \right\}, \quad \text{with } \mathcal{S} \text{ all integers} \quad (1)$$

パラメータ l_v , t と $(l_{CRC}+l_{TB})$ は整数個のオクテットでなければならない。しかし、式 (1) は単に、得られる符号化率 r_{result} が元の率 r_{target} と同じか小さいということを保証するだけである。式 (1) は AL1M 送信側によって使用されなければならない。AL1M 受信部では、AL-SDU* の長さ t は、以下の式で得られる。

$$t = \max_{\tau \in \mathcal{S}, \tau \bmod 8=0} \left\{ \tau \leq \left[(l_v - l_h) \right] \cdot r_{target} \right\} - l_{CRC} - l_{TB}, \quad \text{with } \mathcal{S} \text{ all integers} \quad (2)$$

上記の式は両方とも、以下の例で示すようにオクテットで計算されなければならない。

例

AL1M が $t = 376$ ビット (47 オクテット), $r_{target} = 8/10$, $l_h = 24$ ビット (3 オクテット), $l_{CRC} = 20$ ビット, $l_{TB} = 4$ ビットの AL-SDU* を送信したい場合を考える。式 (1) を使うと、AL-PDU の長さは $l_v = 66$ オクテットである。パラメータ r_{result} は以下の式で得られる。

$$r_{result} = \frac{t + (l_{CRC} + l_{TB})}{l_v - l_h} \leq r_{target} \quad (3)$$

この場合では、 $r_{result} = \frac{50}{63} \approx 0,794 \leq r_{target} = 0,800$ となる。

C.4.1.7.2. 巡回冗長検査(CRC)

CRC は、全 AL-SDU* にわたり、誤り検出能力を提供する。CRC は、誤り訂正符号化手順が実行される前に、AL-PDU に付加される。CRC は、誤り訂正アルゴリズムの復号手順に誤りがないか確認するために AL1M レシーバによって使用される。4、12、20 と 28 ビットの CRC がサポートされる。CRC フィールド長は H.245 の OpenLogicalChannel 手順中に指定されなければならない。CRC の評価は勧告 H.223 の 7.3.3.2.3 に記述されるものと同じ手順によって行われなければならない。

CRC 多項式の記述：

- a) 4 ビット CRC : $x^4 + x^3 + x^2 + 1$
- b) 12 ビット CRC : $x^{12} + x^{11} + x^3 + x^2 + x + 1$
- c) 20 ビット CRC : $x^{20} + x^{19} + x^6 + x^5 + x^3 + 1$
- d) 28 ビット CRC : $x^{28} + x^{27} + x^6 + x^5 + x^3 + 1$

C.4.1.7.3. システムチック畳み込み符号化器

チャンネル符号化器は符号化率 $R=1/4$ のシステムチックリカーシブ畳み込み(SRC)符号化器に基づく。表 4 で記述されたパンクチャード手順で、我々はレートコンパチブルパンクチャード畳み込み(RCPC)符号を得る。AL1M 送信ユニットにおいて、AL-PDU ペイロードは、AL-SDU*の結合されたフィールドと CRC フィールドの畳み込み符号化により生成される。CRC フィールドの畳み込み符号化は、CRC フィールドを意味する多項式の最高次数項から始まる。AL1M 受信エンティティにおいて、AL-SDU*と CRC フィールドの結合は、例えば、ビタビ復号のような畳み込み復号により再構成されるかも知れない。この符号がシステムチックであるため、レシーバは畳み込み復号をせずに受信ビットストリームから CRC 保護された AL-SDU を直接抽出するかも知れない。

SRC 符号はフィードバックループを使い、合理的ジェネレータマトリックスから生成される。符号化器のシフトレジスタの実際が図 4 で示される。

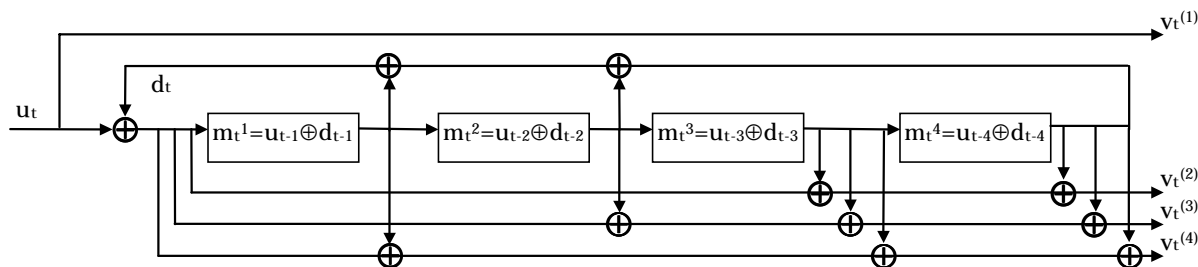


図 4 / Annex C システムチックリカーシブ畳み込み符号化器のシフトレジスタの実際

それぞれの時刻 t において出力ベクタ v_t を得るために、一方はシフトレジスタ m_t^1 、 m_t^2 、 m_t^3 、 m_t^4 の内容と、時刻 t における入力ビット u_t を知らなければならない。

我々は出力 $v_t^{(2)}$ 、 $v_t^{(3)}$ and $v_t^{(4)}$

$$v_t^{(2)} = m_t^4 \oplus m_t^3 \oplus (u_t \oplus d_t)$$

$$v_t^{(3)} = m_t^4 \oplus m_t^3 \oplus m_t^2 \oplus (u_t \oplus d_t)$$

$$v_t^{(4)} = m_t^4 \oplus m_t^3 \oplus m_t^1 \oplus (u_t \oplus d_t)$$

と、

$$d_t = m_t^4 \oplus m_t^2 \oplus m_t^1, m_t^4 = u_{t-4} \oplus d_{t-4}, m_t^3 = u_{t-3} \oplus d_{t-3}, m_t^2 = u_{t-2} \oplus d_{t-2}, m_t^1 = u_{t-1} \oplus d_{t-1}$$

を得る。

最終的に我々は、入力ビット u_t と現在の状態 $\underline{m}_t = (m_t^1, m_t^2, m_t^3, m_t^4)$ による時刻 t の出力ベクタ $\underline{v}_t = (v_t^{(1)}, v_t^{(2)}, v_t^{(3)}, v_t^{(4)})$:

$$\begin{aligned}
v_t^{(1)} &= u_t \\
v_t^{(2)} &= m_t^4 \oplus m_t^3 \oplus (u_t \oplus d_t) = m_t^3 \oplus m_t^2 \oplus m_t^1 \oplus u_t \\
v_t^{(3)} &= m_t^4 \oplus m_t^3 \oplus m_t^2 \oplus (u_t \oplus d_t) = m_t^3 \oplus m_t^1 \oplus u_t \\
v_t^{(4)} &= m_t^4 \oplus m_t^3 \oplus m_t^1 \oplus (u_t \oplus d_t) = m_t^3 \oplus m_t^2 \oplus u_t
\end{aligned}$$

と、

$$\underline{m}_t = (m_t^1, m_t^2, m_t^3, m_t^4) = (0, 0, 0, 0) = \underline{0}$$

を得る。

初期状態は常に $\underline{0}$ でなければならない、すなわち各メモリセルは最初の情報ビット u_t の入力前に 0 を含んでいる。状態 $\underline{m}_{n=0}$ (終了) へ戻るための情報シーケンス u に続くテールビットは、最終状態 \underline{m}_{n-3} (最終情報ビット u_{n-4} の入力後の状態) による。 \underline{m}_{n-3} により記述された各状態のための終了シーケンスは表 3 で与えられる。

レシーバは付加的な誤り検出のため、これらのテールビット(TB)を使用するかも知れない。

情報シーケンスの付録 ($u_{n-3}, u_{n-2}, u_{n-1}, u_n$) は、以下の条件で計算することができる：

$$\text{全ての } t \text{ において、 } n-3 \leq t \leq n \text{ の時、 } u_t \oplus d_t = 0$$

それ故、我々は状態 $\underline{m}_{n-3} = (m_{n-3}^1, m_{n-3}^2, m_{n-3}^3, m_{n-3}^4)$ によりテールビットベクタ $\underline{u}' = (u_{n-3}, u_{n-2}, u_{n-1}, u_n)$ を得る。

$$\begin{aligned}
u_{n-3} = d_{n-3} &= m_{n-3}^4 \oplus m_{n-3}^2 \oplus m_{n-3}^1 \\
u_{n-2} = d_{n-2} &= m_{n-2}^4 \oplus m_{n-2}^2 \oplus m_{n-1}^1 = m_{n-3}^3 \oplus m_{n-3}^1 \oplus 0 = m_{n-3}^3 \\
&\oplus m_{n-3}^1 \\
u_{n-1} = d_{n-1} &= m_{n-1}^4 \oplus m_{n-1}^3 \oplus m_{n-1}^2 = m_{n-3}^2 \oplus 0 \oplus 0 = m_{n-3}^2 \\
u_{n-1} = d_n &= m_{n-3}^1 \oplus 0 \oplus 0 = m_{n-3}^1
\end{aligned}$$

表 3 / Annex C システムチック・リカーシブ畳み込み符号のためのテール・ビット

状態 m_{n-3}	m_{n-3}^4	m_{n-3}^3	m_{n-3}^2	m_{n-3}^1	u_{n-3}	u_{n-2}	u_{n-1}	u_n
0	0	0	0	0	0	0	0	0
1	0	0	0	1	1	1	0	1
2	0	0	1	0	1	0	1	0
3	0	0	1	1	0	1	1	1
4	0	1	0	0	0	1	0	0
5	0	1	0	1	1	0	0	1
6	0	1	1	0	1	1	1	0
7	0	1	1	1	0	0	1	1
8	1	0	0	0	1	0	0	0
9	1	0	0	1	0	1	0	1
10	1	0	1	0	0	0	1	0
11	1	0	1	1	1	1	1	1
12	1	1	0	0	1	1	0	0
13	1	1	0	1	0	0	0	1
14	1	1	1	0	0	1	1	0
15	1	1	1	1	1	0	1	1

C.4.1.7.4. パンクチャリングテーブル

SRC 符号化器の出力のパンクチャリングは異なる伝送速度を許す。パンクチャリングテーブルは表 4 に記載される。全速度がすべてのより低い速度の全ビットを含むように、この符号は速度互換性がある。

表 4 / Annex C パンクチャリングテーブル(全て 16 進表記)

Rate r	8/8	8/9	8/10	8/11	8/12	8/13	8/14	8/15	8/16	8/17	8/18	8/19	8/20
$P_r(0)$	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF
$P_r(1)$	00	80	88	A8	AA	EA	EE	FE	FF	FF	FF	FF	FF
$P_r(2)$	00	00	00	00	00	00	00	00	00	80	88	A8	AA
$P_r(3)$	00	00	00	00	00	00	00	00	00	00	00	00	00

Rate r	8/21	8/22	8/23	8/24	8/25	8/26	8/27	8/28	8/29	8/30	8/31	8/32
$P_r(0)$	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF
$P_r(1)$	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF
$P_r(2)$	EA	EE	FE	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF	FF
$P_r(3)$	00	00	00	00	80	88	A8	AA	EA	EE	FE	FF

C.4.1.8. インタリーピング

いくつかのチャンネルのためにブロックインタリーピングが使用されるかも知れない。

インタリーピングが使用されるならば、制御フィールドを含む全 AL-PDU に適用されなければならない。AL-PDU 長が変化するにつれ、ブロックインタリーバマトリクスの寸法は、各長さに応じて再計算されなければならない。長さ l_v の AL-PDU の条件下で、インタリーバの寸法は計算され得る：

$$a = \max_{\alpha \in \mathbb{Z}, l_v \bmod 8 = 0} \{ \alpha \leq \sqrt{l_v} \}, \quad \text{with } \mathbb{Z} \text{ all integers}$$

$$b = l_v / a$$

b はインタリーブ前の 2 つの連続ビットのインタリーブ後の距離を記述する。AL-PDU がオクテットの整数個であるため、最小の b は 8 である。

$$l_p = 108 \Rightarrow \lfloor \sqrt{l_v} \rfloor = 10 = \alpha_1, l_v \bmod 10 \neq 0$$

$$\Rightarrow \alpha_2 = 9, l_v \bmod 9 = 0$$

$$\Rightarrow a = 9, b = 12$$

レシーバは上の方程式と、受信された AL-PDU 長 l_v でインタリーバの寸法を計算しなければならない。デインタリーピングもまた全 AL-PDU に適用されなければならない。

C.4.1.9. 符号化手順：AL-SDU* (I-PDU)から AL-PDU

AL-SDU*から AL-PDU を得るために、以下のステップが必要である。

1. セクション C.4.1.7.1 と H.245 OpenLogicalChannel メッセージで要求された初期速度に従い、AL-PDU ペイロード l_p 長を計算しなさい。
2. H.245 OpenLogicalChannel メッセージフィールドで要求された長さの CRC が付加されなくてはならない。
3. メモリ 4 を持つマザー速度 $r = 1/4$ のコンボリューション符号の使用のため、4 つのテールビット (TB) が表 3 から付加されなければならない。
4. それらを畳み込み符号化器を通すことにより、符号化データを生成しなさい。
5. 表 4 のバンクチャリング則により、畳み込み符号化器の出力ビットを線形バッファに満たしなさい。このバッファの始めに、AL-SDU* と付加された CRC と TB を置きなさい。
6. 最初の送信のため、バッファの先頭から開始する l_p (AL-PDU ペイロード長) ビットを読み、それらで AL-PDU ペイロードフィールドを満たしなさい。バッファの最初のオクテットは、AL-PDU ペイロードフィールドの最初のオクテットである。

7. H.245 OpenLogicalChannel メッセージで要求されるなら、コントロールフィールド(CF)は AL-PDU の先頭に加えられなくてはならない。
8. C.4.1.8 によるインタリーブは、もしこれが H.245 OpenLogicalChannel メッセージで要求されるなら、全 AL-PDU に適用されなくてはならない。

これらのステップは、モード FEC_ONLY、ARQI と ARQII に有効である。FEC_ONLY が使用されるなら、再送は不可能である。

ARQ モードの使用では、AL-PDU の内容は再送により変化する：

ARQI このモードでは、各(再)-伝送 AL-PDU の内容は同じであり、同じ長さである。

ARQII 伝送エンティティは、H.245 OpenLogicalChannel メッセージに従った最初の符号速度で最初に伝送しなくてはならず、そして続くインクリメンタルな再送にはどんな AL-PDU ペイロード長を選ぶかもしれない。

しかしながら、マザー符号速度が達せられるなら、送信器は線形バッファの最初から伝送を開始し、そして再送の最大数に達していなければ、まだ符号速度を自由に選択する。

図 5 は、送信側の AL3M の符号化手順を例証する。

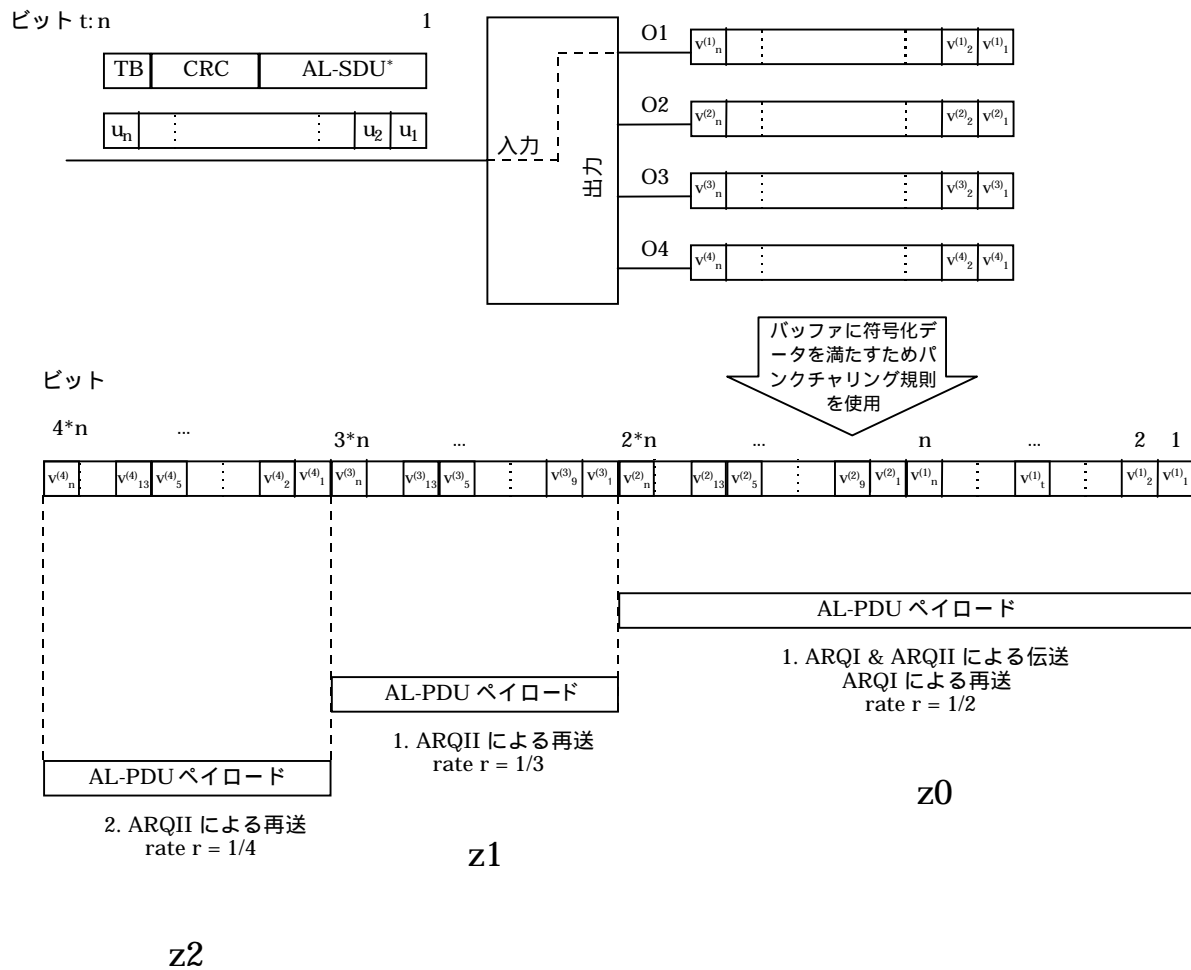


図 5 / Annex C 送信側における AL3M の符号化手順

例：

以下の例はパルクチャリングテーブルの解釈方法と線形バッファへ符号化データを満たす方法を表す。

次のパラメータが与えられる。

- $I_{CRC} = 4$ ビット
- $I_{TB} = 4$ ビット
- $t = 8$ ビット
- $I_{buffer} = 4 * 16$ ビット = 64 ビット

畳み込み符号化器は 4 つの出力ストリームを与える。これらの出力ストリームのそれぞれが 16 ビットから成立する。番号付けは図 5 のそれと等しい。ライン 1 の出力、すなわちシステムチックビットは線形バッファに直接移される。出力 2、3 と 4 の全ビットが、簡単な例示を与えるために

使用される一時的なマトリクスに満たされる。ビットは畳み込み符号化器出力からライン毎に読まれ、図 6 に描かれるような一時的なマトリクスに、列 1 から 8 まで、それから行毎に書かれる。それから、このマトリクスは、パンクチャリング則を使用してマッピングされ、そして線形バッファに付加される。パンクチャリング則は、いずれの順序で列が読まれるか記述する。 $r = 1/3$ の符号速度に達するために、最初の 48 ビットはバッファ(図 6 の右下)の開始位置からビットを読み出すことにより AL-PDU ペイロードに伝送される。もう 1 つの符号速度 $r = 8/13$ は、26 ビットがマトリクスから読まれることを要求する。しかしながら、オクテットアラインの AL-PDU ペイロードを得るために 32 ビットが伝達されなければならない。

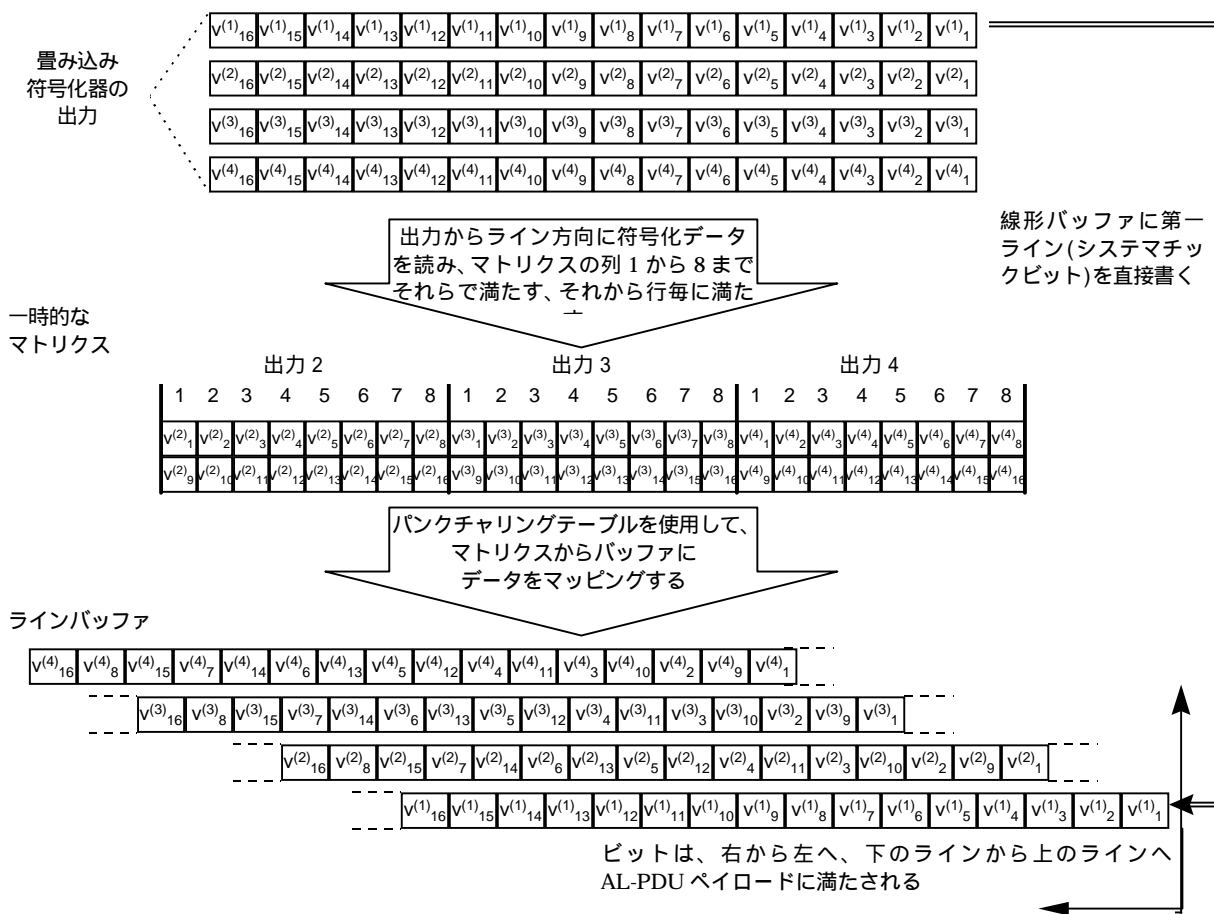


図 6 / Annex C 符号化データのビット・ストリームの順序

C.4.1.10. AL-PDU ペイロード(I-PDU)のデコード

レシーバは、畳み込みコードをデコードする前に、受信したシステムチェックビットをチェックするだろう。それはまた、エラーを検出するためのテールビットとして使用されるだろう。もし、CRC または TB のチェックでエラーが発生した場合、いかなる種類の畳み込み符号のデコードも使用されないだろう。

畳み込み符号のデコードの後、CRCは、デコードが正しく行われたかをチェックするために再び使われるべきである。もしCRCで誤りがあれば、再送が要求されるか、誤ったデータが適切なエラー表示（EI）メッセージとともにAL1ユーザーへ渡されるだろう。もし誤ったデータしか利用できない場合、レシーバは受信したデータをAL-SDU*としてデコードする前に、デコードされたインフォメーションビットまたは、システムチェックビットを使用するだろう。

もし、再送手順ARQ が使用されている場合、どの再送も前のものと同じデータが提供される。もし再送手順ARQ が使用されている場合は、どの再送も、前回のデータを到達させるために、より強力なエラー訂正コードを結合された、新たなデータを供給される。どのデコード処理後も、デコード結果はCRCによってチェックされるべきである。

C.4.1.11. アポート手順

このプリミティブは廃棄されるか、ノーアクションが保証される。

C4.1.12. エラーコントロール手順

C.4.1.12.1. 無効な AL-PDUs

無効なAL-PDUは、以下に続くケースに起因する。

- a) 結合されたAL-PDUが、セクションC.4.1.4に示されているオクテットの最小値よりも少ない場合
- b) AL-PDUが、整数個のオクテットを含んでいない場合
- c) AL-PDUがAL-PDUの最大長よりも大きい場合
- d) AL-SDU*が整数個のオクテットを含んでいない場合

上記のどれにも当てはまらないAL-PDUを有効なAL-PDUとする。

C.4.1.12.2. エラーした AL-PDUs

エラーしたAL-PDUは、AL1Mレシーバにて以下に続くケースに起因する。

- a) AL-PDUは、有効だが、AL-PDUペイロードをデコードしたときCRCエラーが含まれている場合

有効で、エラーしていないAL-PDUがエラー無しAL-PDUと呼ばれる。

C.4.1.12.3. エラーコントロール：CF 欠如

コントロールフィールド（CF）が存在せず、CRCエラー検出がAL-PDUペイロードに対して行われているとき、AL1MレシーバにおいてCRCエラーが発生した場合、結合されたAL-PDUペイロードは、AL-DATA表示プリミティブを通して、適切なEIパラメータと共に、AL1ユーザーに提供されるべきである。

C.4.1.12.4. エラーコントロール：フォワードコントロールフィールドの提供

CFが提供されているとき、AL1Mレシーバは、再送手順ARQ またはARQ をオプションとしている。これらの何れかが、H.245のオープンロジカルチャネルメッセージのAL1Mの送信エンティティによって表示される。AL1M送信エンティティは、再送要求に対して、C.4.1.13.に定義された手順によって応答されるべきである。再送信のエラーコントロール手順は、C.4.1.13.8に記述されている。

CFが用いられず、AL1Mレシーバが再送手順を使っていないとき、7.4.5.3.1/H.223に記述されている手順がAL3の代わりにAL1Mを使用することにより行われるべきである。

C.4.1.13. 再送手順 (ARQ 、 ARQ)

このセクションは二つの再送手順ARQ とARQ について扱う。このサブセクションに定義された送信手順は、コントロールフィールドが提供されている場合使用されるべきである。このサブセクションに定義されている受信手順は、再送が使用されている場合使用されるべきである。

C.4.1.13.1. 定義

a) モジュロ

それぞれのAL-PDUペイロードは、連続して番号付けされたモジュロ 2^5 または 2^{10} であり、0から 2^5 の値を持っているだろう。シーケンスナンバーフィールド (SN) の長さは勧告H.245のオープンロジカルチャネルメッセージと共に設定される。

Note:このセクションの含まれている状態変数とシーケンスナンバーのすべての算術演算はモジュロ 2^5 または 2^{10} に含まれる。

b) 送信シーケンス変数V(S)

V(S)は送信AL1Mエンティティの内部変数である。それは、対向へ送信される次のAL-PDUペイロードのシーケンスナンバーを意味している。V(S)は、0から 2^5 または、 2^{10} の値をとりうる。V(S)の値は、それぞれの連続したAL-PDUがMUX-SDUのMUXレイヤーを通過した後1ずつインクリメントされるべきである。

c) 送信再送変数Vi(S)

Vi(S)は送信AL1Mエンティティの内部変数である。V(S)がとりうる値 j の数だけ、独立したカウンタVi(S)が存在する。Vi(S)は0から R_{max} の値をとりうる。Vi(S)の値は、AL-PDUの (再) 送信されたごとにシーケンスナンバーjと共に1ずつインクリメントされるべきである。

Vi(S)の値は以下の場合に、0に設定されるべきである。

- 初期化において
- 送信バッファBsに対応するAL-PDUペイロードの情報が無くなったとき

d) 送信シーケンスナンバーN(S)

AL-PDU_sはN(S)を含んでいる。N(S)は対応するAL-PDUペイロードの送信シーケンスナン

バーである。不連続のAL-PDUが送信に指定されたとき、 $N(S)$ の値は $V(S)$ と同値に設定される。

e) 再送信の最大回数 R_{max}

R_{max} は許される再送信の最大回数を示すパラメータである。H.245のオープンロジカルチャンネルメッセージのAL1M送信ユニットによって示されるべき値である。

f) 送信バッファ B_S

それぞれのAL1Mエンティティは もっとも新しく伝送されたAL-PDUのペイロードの情報のストリングに使われる送信バッファ B_S を保持しなければならない。すべてのAL1M伝送装置がサポートしなければならない B_S の最小サイズは、H.223/AnnexCを使用するシステム勧告（たとえばH.324）に明記されている。 B_S の実際のサイズは、H.245のオープンロジカルチャンネルメッセージの最後に表示されるだろう。

g) 受信シーケンス変数 $V(R)$

$V(R)$ は、AL1M受信エンティティの内部変数である。それは、次に受信を期待される不連続なAL-PDUのシーケンスナンバーを意味している。 $V(R)$ は0から 2^5 または 2^{10} の値をとりうる。 $V(R)$ の値は、 $N(S)=V(R)$ となる有効な不連続のAL-PDU受信により1ずつインクリメントされるだろう。

h) 受信再送変数 $V_j(R)$

$V_j(R)$ はAL1M受信エンティティの内部変数である。 $V_j(R)$ は0から R_{max} までの値をとりうる。変数 $V_j(R)$ の値は、再送要求回数のモニタに使用されるだろう。ARQ エラー保護機構が使用されているとき、変数 $V_j(R)$ の値は、AL1M送信エンティティから受信する次のAL-PDUペイロード u_{z_i} の数値 i を意味するだろう。

変数 $V_j(R)$ の値は、 $N(S) = j$ であるエラーしたAL-PDUの受信により1ずつインクリメントされるだろう。

The value of a variable $V_j(R)$ shall be set to 0 when the received AL-PDU with $N(S) = j$ results in an error-free decoding of the corresponding AL-PDU Payload.

変数 $V_j(R)$ の値は、対応したAL-PDUペイロードのエラー無しでのデコード結果 $N(S)=j$ を含んだAL-PDUを受信したとき、0に設定されるだろう。

i) 受信再送回数 R_N

リバースチャンネルのヘッダーフィールドだけが、受信再送回数 R_N を含む。再送を要求したとき、この1bitの値は要求されたAL-PDUペイロードの受信再送変数のパリティとして設定される。

j) 受信シーケンスナンバー $N(R)$

リバースチャンネルのヘッダーフィールドだけが、リバースヘッダーフィールドによって参照されるAL-PDUの受信シーケンスナンバー $N(R)$ を含む。

C.4.1.13.2. 監視メッセージ

フォワードチャネルまたは、リバースチャネルの方向によって、S-PDUは異なるメッセージとして送信される：

- 送信機から受信機（フォワードチャネル）の場合、S-PDUはDRTXメッセージを意味する。
- 受信機から送信機（リバースチャネル）の場合、S-PDUはSREJメッセージを伝送する。

セレクトィブリジェクト（SREJ）メッセージ

SREJはAL1Mレシーバによって、N(R)とナンバリングされたAL-PDUペイロードの再送要求のために使用される。SREJメッセージは、協定された同一AL-PDUペイロードの再送最大回数 R_{MAX} を越えて送信されるべきではない。

再送拒否（DRTX）メッセージ

ここでネガティブアクリッジだけをサポートすると定義されたエラー回復手順では、ある状態では、以前に送信されたAL-PDUペイロード情報は、再送要求を受信する前に廃棄されるかもしれない。DRTXメッセージは、SREJメッセージを受信した時点でAL-PDUペイロードの情報が送信バッファに無い場合、AL1MトランスミッターによってAL-PDUペイロードの再送要求を拒否するために使用される。

C.4.1.13.3. 初期化手順

再送手順は、リバースロジカルチャネルが送信監視メッセージとして存在することを要求する。

一度、リバースロジカルチャネルがH.245に定義された手順によって決定されると、AL1Mエンティティは：

- $V(S), V(R), V_j(S), V_j(R)$ を0に設定する。
- 存在するどんな例外状態もクリアする。

C.4.1.13.4. 送信不連続 I-PDUs

AL1ユーザーからAL-DATA要求プリミティブによってAL-SDUに受信された情報は、C.4.1.4.に定義されているフレーム構造を使用して、I-PDUのMUXレイヤーへ渡されるべきである。I-PDUのSNフィールドは、値 $V(S)$ を割り当てられるだろう。

$V(S)$ はI-PDUがMUXレイヤーへ転送された後、1ずつインクリメントされるだろう。

C.4.1.13.5. 受信不連続 I-PDUs

AL1Mエンティティが、N(S)が最新の $V(R)$ とイコールである有効なI-PDUを受信したとき、AL1Mエンティティは $V(R)$ を1ずつインクリメントするだろう。

C.4.1.13.6. 受信 SREJ-PDUs

有効な SREJ-PDU を受信し次第、AL1M エンティティは以下のように実行される：

- a) もしN(S)がSREJメッセージのN(R)とイコールであるI-PDUが送信バッファに存在する場合、AL1Mエンティティは対応するAL-PDUを直ちにMUXレイヤーへ渡すだろう。
ARQ エラー保護が使用されているとき、同一のAL-PDUペイロードが再送に使用されるだろう。
ARQ が使用されているとき、送信再送変数 $V_j(S)$ のパリティが再送回数N(R)を1bit受信するごとにチェックされる。もしパリティが異なっていたとき、 $V_j(S)$ は1ずつデクリメントされるだろう。それから、C.4.4.9に記述されている手順による次のI-PDUペイロードがレシーバに再送信されるだろう。
以前に送信されたI-PDUは、SREJ-PDUを受信した以外は再送されないだろう。
- b) もしN(S)がSREJメッセージのN(R)とイコールであるAL-PDUがすでに廃棄されている場合、AL1Mエンティティは、再送拒絶 - 例外状態になるだろう。この例外状態の手順は、C.4.1.13.8(e)に定義される。

C.4.1.13.7. 送信 SREJ メッセージ

有効だが、エラーのある I-PDU を受信し、 $V_j(R) < R_{max}$ であるとき、SREJ メッセージは、エラーのある I-PDU の N(S)が受信シーケンスナンバーN(R)に設定されて作られる。そして、モジュロ $V_j(R)$ の 2 が RF フィールドに設定される。対応する受信再送変数 $V_j(R)$ はインクリメントされるだろう。

C.4.1.13.8. 例外状態の通知と回復

例外状態は AL1M エンティティによる物理回線上のエラー、または手順上のエラーの結果によって引き起こされるだろう。

AL1M による以下の例外状態の検出方法を有効とするエラー回復手順がこのサブセクションで定義される。

- a) 無効 AL-PDU の受信
受信した AL-PDU が無効のとき、廃棄されるか、できるだけ遅く AL1 ユーザーに提供するために保存される。
- b) N(S)シーケンスエラー
他の未解決の例外状態が無い場合、N(S)シーケンスエラーの例外状態は、レシーバーにて、有効な I-PDU が、 $V(R)$ と一致しない N(S)を含んで受信されたときの、AL1M エンティティの受信中に引き起こされる。この場合、 $V(R)$ はインクリメントされないだろう。そして 1 またはそれ以上のそれぞれ異なる N(R)を含んだ SREJ-PDUs は AL1M 受信エンティティによってそれぞれの SREJ-PDU の例外状態回復を行うために送信される。それぞれの SREJ-PDU を MUX レイヤー

へ渡した後、AL1M エンティティはローカルタイマーを起動させるだろう。タイマー長をに影響するいくつかの要因は Appendix IV/V.42 によって与えられる。異なるタイマーがそれぞれの未解決の SREJ-PDU のために用意される。連続する SREJ-PDU はそれらの N(R) フィールドによって示すために送信される。

送信するそれぞれの SREJ-PDU のために、AL1M レシーバは空の AL-SDU もしくは、AL-DATA 表示プリミティブを通して AL1 ユーザーへ適切な EI パラメータと共に（以前に保存した）受信した無効な AL-SDU を渡すかもしれない。

再送された $N(S)=V(R)$ である I-PDU を受信したとき、I-PDU の例外状態は解除される。AL1M レシーバは、適切な EI パラメータと結合された AL-PDU を AL-DATA 表示プリミティブを通して AL1 ユーザーへ渡すだろう。例外状態が解除されたとき、結合されたタイマーは停止しされ、 $V(R)$ は $V(R)$ が次に待ち受ける非連続 I-PDU の送信シーケンス回数を再提供するため必要な回数だけインクリメントされる。

再送された $N(S) \neq V(R)$ である I-PDU を受信したとき、AL1M 受信ユニットは、関連したタイマーを停止することによって、再送信を受けるために以前に送信した SREJ-PDU に関するすべての例外状態に関連するタイマーを停止させるだろう。それぞれの例外状態を解除するために、AL1M レシーバは $V(R)$ を 1 インクリメントし、受信した I-PDU と結合した AL-SDU を引き渡す前に、AL-DATA 表示プリミティブを通して AL1 ユーザーに対して、適切な EI パラメータと共に、空の AL-SDU を引き渡すだろう。

他のすべての受信した有効な I-PDU の情報は適切な EI パラメータと共に AL-SDUs の AL1 ユーザーに引き渡されるべきである。

c) N(R)シーケンスエラー

N(R)シーケンスエラー例外状態は、無効な値の N(R)と共に有効な S-PDU が受信されたとき起こる。無効な値の N(R)は、シーケンスナンバーが $N(R)=N1$ である最初の SREJ-PDU が、 $SREJ-PDU\ N(R)=N2$ かつ $(V(S)-N2) \leq N(S)-PDU$ である SREJ-PDU に続いて受信されたときに引き起こされる。

無効な N(R)は、DRTX-PDU の N(R)の値が未解決の SREJ-PDU の N(R)の値と等しくないときにも引き起こされる。

AL1M エンティティは同様の S-PDU のメッセージを無視するべきだ。

d) タイマー完了の手順

もしタイマーが完了したら、関連した例外状態はタイマーが停止したことによって解除され、 $V(R)$ をインクリメントするべきである。AL1M レシーバは、AL-DATA 表示プリミティブを通して AL1 ユーザーへ、適切なエラー表示と共に、空の AL-SDU か受信した無効な AL-SDU（以前に保存した）を引き渡すだろう。

e) 再送拒絶状態

AL1M 送信ユニットでのエラー回復手順

SREJ 再送要求を受信したことに、AL1M トランスミッターが、送信バッファに要求された AL-PDU ペイロードの情報を持っていないとき、以下のようなになるだろう。

直ちに、N(R)の値が受信した SREJ メッセージの N(R)の値と等しい再送拒否(DRTX)メッセージを送信する。

AL1 ユーザーへ AL-DRTX 表示を送る。

まだ送信していない AL-PDU の送信を再開する。

AL1M 送信ユニットにおけるエラー回復手順

DRTX メッセージを受信したとき、関連した例外状態はタイマーを停止し、V(R)をインクリメントする事により解除されるべきである。AL1M レシーバは、AL-DATA 表示プリミティブを通して AL1 ユーザーへ、適切なエラー表示と共に、空の AL-SDU が受信した無効な AL-SDU (以前に保存した) を引き渡すだろう。

C.4.1.13.9. 要求されていない管理 PDU

AL1M が要求していない DRTX-PDU を受信した場合は無視しなければならない。

C.4.2. AL2M

C.4.2.1. AL2M の枠組

AL2M は主として、誤りの多いチャンネルでのデジタルオーディオの伝送のために設計されている。

AL2M はシーケンス番号づけと AL-PDU のインターリーピング(ともにオプション)のみを提供する。したがって、付加的な誤り制御はすべて高位レイヤのプロトコルで提供されることになる。例えば G.723.1 Annex C はそのような誤り制御手順を定義している。

AL-SDU と AL-PDU はオクテット境界になければならない。

オーディオフレームは最初 AL-SDU にマッピングされ、そのうちオプションの AL2M ヘッダやインターリーピングとともに、AL2M により MUX レイヤに渡される。

C.4.2.2. AL2M - AL2 ユーザ間のプリミティブ

AL2M と AL2 ユーザとの間で交換される情報には以下のようなプリミティブが含まれる。

AL-DATA.request (AL-SDU)

AL-DATA.indication (AL-SDU, EI)

AL-Abort.request

C.4.2.2.1. プリミティブ

AL-DATA.request: AL2 ユーザから AL2M に対して発行され、AL-SDU を対応する AL2 ユーザに伝送することを要求

AL-DATA.indication: AL2M から AL2 ユーザに対して発行され、AL-SDU の受信を通知

AL-Abort.request: AL2 ユーザから AL2M に対して発行され、部分的に配送された AL-SDU が破棄されたことを通知

C.4.2.2.2. パラメータ

AL-SDU: このパラメータは、AL2M と AL2 ユーザとの間で交換される情報の組を定義する。各 AL-SDU の長さはオクテットの整数倍でなければならない。また AL-SDU の長さは変化することがある。AL2M の受信側が受理することのできる AL-SDU 長の最大値を H.245 の制御チャンネルを通じて通知しなければならない。AL-SDU の各オクテットには 1 から n までの番号づけがなされ、各オクテットのビットには 1 から 8 までの番号がつけられる。オクテット 1 のビット 1 が最初に送信される。AL-SDU が失われたことを通知するため、AL2M 受信部は空の AL-SDU を配送することがある。

Error Indication (EI): このパラメータは、AL2M の受信側が AL2 ユーザに対するエラー通知を行うために使用される。さらに、AL2M 受信部が AL2 ユーザに対して空の AL-SDU を配送するときにも使用される。このパラメータを使用する厳密な手順やビットコーディングはこの勧告の範囲外である。

C.4.2.3. AL2M のフォーマットとビットコーディング

AL-PDU のフォーマットを図 7 に示す。H.245 の OpenLogicalChannel メッセージで要求された場合には、C.4.1.8 で述べた AL-PDU 全体のインターリーピングを使用しなければならない。

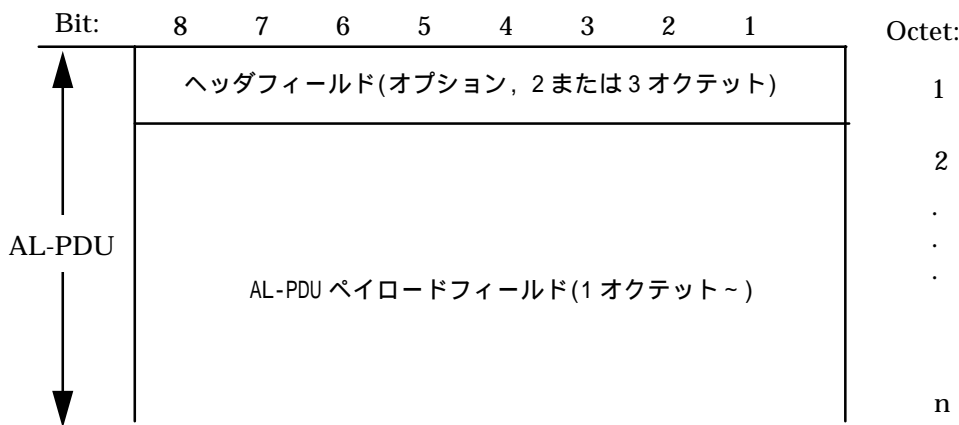


図 7 / Annex C AL2M 向け AL-PDU フォーマット

C.4.2.3.1. ヘッダフィールド

オプションのヘッダフィールドは 5 ビットまたは 12 ビットのシーケンス番号(SN)と、対応するヘッダ誤り訂正(HEC)フィールドからなる。図 8 と図 9 に示すように、この HEC は SEBCH(16,5) または EGolay 符号(24,12)を使用する。

bit	8	7	6	5	4	3	2	1	octet
	P3	P2	P1	SN5	SN4	SN3	SN2	SN1	1
	P11	P10	P9	P8	P7	P6	P5	P4	2

図 8/Annex C SN = 5 および SEBCH 符号を用いた場合の AL2M 用 AL-PDU の制御フィールドフォーマット

bit	8	7	6	5	4	3	2	1	octet
	SN8	SN7	SN6	SN5	SN4	SN3	SN2	SN1	1
	P4	P3	P2	P1	SN12	SN11	SN10	SN9	2
	P12	P11	P10	P9	P8	P7	P6	P5	3

図 9/Annex C SN = 12 および EGolay 符号を用いた場合の AL2M 用 AL-PDU の制御フィールドフォーマット

C.4.2.3.1.1. シーケンス番号(SN)フィールド

オプションの 5 ビット/12 ビットの SN フィールドは、AL-PDU のシーケンス番号づけをサポートする。シーケンス番号は、AL2M 受信部において消失したり誤配されたりした AL-PDU を検出するのに使用することができる。

この勧告をサポートする AL2M 受信部は、SN フィールドを持つ AL-PDU を受信して正しく解釈することができなければならない。SN フィールドの使用法は送信側によって決定され、H.245 の OpenLogicalChannel メッセージを通じて対局に通知されなければならない。

SN フィールドが使用された場合、AL2M の受信側は、AL-PDU が MUX レイヤによって失われたり誤配されたことを検出することが可能である。誤配を検出した場合にはそれを破棄しなければならない。

C.4.2.3.1.2. ヘッダ誤り訂正(HEC)フィールド

オプションの AL2M ヘッダは SEBCH(16,5)または EGolay 符号(24,12)を使用する。EGolay 符号は C.4.1.5.4 に記述されているものと同じでなければならない。ただし RN を SN11 に、X を SN12 に置き換える。SEBCH 符号は表 5 の定義に従って使用されなければならない。SEBCH 符号の CEC ビットは以下の式により生成される。

$$\begin{bmatrix} P1 \\ P2 \\ P3 \\ P4 \\ P5 \\ P6 \\ P7 \\ P8 \\ P9 \\ P10 \\ P11 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \end{bmatrix}^T \cdot \begin{bmatrix} SN1 \\ SN2 \\ SN3 \\ SN4 \\ SN5 \end{bmatrix}$$

C.4.2.3.1.3. AL-PDUペイロードフィールド

AL-PDU フィールドは AL-SDU 全体を含み、1 番目のオクテットは AL-SDU の 1 番目のオクテットに対応する。AL-SDU と AL-PDU はともにオクテット境界に配置される。

C.4.2.3.2. インターリーピング

H.245 の OpenLogicalChannel メッセージでインターリーピングが要求された場合には、ヘッダフィールドを含む AL-PDU 全体に対してインターリーピングが行われなければならない。AL2M は C.4.1.8 で述べたものと同じインターリーピング方式を用いなければならない。この場合、受信側でインターリーピングを解く処理も行われる必要がある。

C.4.2.4. 破棄手順

このプリミティブは破棄され、何のアクションも起こらない。

C.4.2.5. シーケンス番号づけ手順

SN フィールドが使用されている場合には以下の手順が適用される。

H.245 で定められた手順に従って AL2M を使用する論理チャネルが正常にオープンされたのち、AL2M 送信部によって最初に送信される AL-PDU は、SN フィールドが 0 に設定されていなければならない。同じ論理チャネルで引き続いて送信される AL-PDU においては、SN フィールドの値は 1 ずつインクリメント(5 ビットの SN フィールドではモジュロ 32、12 ビットの場合はモジュロ 4096)されなければならない。

C.4.2.6. エラー制御手順

AL2M 受信側で SEBCH/EGolay の復号に失敗した場合、対応する AL-SDU を AL-DATA.indication プリミティブを用いて、適切なエラー通知とともに AL2 ユーザに送信することが可能である。

SN フィールドが使用された場合、AL2M の受信側は、AL-PDU が MUX レイヤによって失われたり誤配されたことを検出することが可能である。誤配を検出した場合にはそれを破棄しなければならない。AL-PDU の消失を検出した場合、AL2M の受信側は AL2 ユーザに対して、空の AL-SDU を適切なエラー通知とともに AL-DATA.indication プリミティブで渡すことができる。

C.4.3. AL3M

AL3M は主として映像の伝送のために設計されている。フォーマット、構造、定義および手順については、以下の点を除いてアダプテーションレイヤ AL1M(C.4.1 参照)と同一である。

- AL3Mはフレーム化転送モードだけをサポートしなければならない
- ARQモードを利用する場合には、常に分割モードで動作しなければならない
- FEC_ONLYモードを利用する場合には、分割モードを使用してはならない

AL3M においては、高位レイヤによって付加的な誤り制御を行うことが可能である。たとえば H.263 Annex N を使用するなどといったことが考えられる。

H.223 Annex C 付録 I

システムチック拡張BCHの生成行列

この付録では、H.223 Annex C で用いられるシステムチック拡張(SEBCH)符号と生成行列について述べる。

BCH 符号

BCH 符号は線形でサイクリックなブロック符号である。したがって生成多項式を用いて記述することができる。しかし、短いブロック符号を記述するには、その符号の全ての性質を定義する生成行列を用いるのが最も簡単である。生成行列 \underline{G} と長さ k の情報シーケンス \underline{i} に対し、長さ n の符号ベクトル \underline{c} は以下の式によって得られる。

$$\underline{c} = \underline{i}\underline{G} = [\underline{i}^T \mid \underline{c}_0^T]^T$$

ここで $\underline{G} = [\underline{I} \mid \underline{A}]$ は $(k \times n)$ の行列であり、最初の k 行・ k 列はシステムチック符号を獲得するための $(k \times k)$ の単位行列である。原始的な BCH 符号では、符号語長 n について常に $n=2^h-1$ が成り立つ。 k の値については若干の制限があり、任意の値をとるわけではない。

符号語長 n と情報長 k 以外にブロック符号を記述する第 3 のパラメータは、2 つの符号語の最小距離 d である。符号が最小距離 d を持つ場合、最大 $\lfloor (d-1)/2 \rfloor$ ビットの誤りを訂正することができ、また $(d-1)$ ビットの誤りが検出可能である。

システムチック拡張 BCH 符号

線形でサイクリックなブロック符号はシステムチックにすることが可能であるため、システムチックな BCH 符号は常に存在する。

以前に評価したように、原始的な BCH 符号は常に長さ $n=2^h-1$ を持つ。これらの符号をオクテット境界に配置するために拡張を行う必要がある。拡張 BCH(n, k, d) は長さ $n+1$ を持つ。全ての符号語が同じ重みを持つように 1 デジタルが追加される。すると拡張 BCH 符号は常に最小距離 $d+1$ を持つことになる。したがって、BCH(n, k, d) から符号 EXBCH($n+1, k, d+1$) を作り出すことができる。この拡張符号は線形であるが、もはやサイクリックではない。したがって生成多項式によって記述することはできない。

拡張符号の生成行列は、元の符号の生成行列 \underline{G} に各行のパリティチェックビットを持つ 1 列を追加することにより得られる。この勧告で使用される生成行列は表 5 および表 6 で記述されている。

復号器の概要

BCH 符号の復号には、通常 Berlekamp-Massey のアルゴリズムが用いられる。これは受信したベクトル中の誤りの場所を効率的に決定することができる方法である。他にもブロック符号の復

号に信頼性情報を使うようなアプローチがいくつかあるが、これらのアルゴリズムは複雑にならざるを得ない。

BCH の主な特徴の 1 つに、符号を同時に誤り訂正と誤り検出とに使用することができるということがある。例えば $d=5$ の符号は 1 ヶ所の誤りの訂正と 3 ヶ所の誤りの検出を並列に行うことができる。BCH 符号だけを使っていれば、いくつの誤りを訂正するかについて柔軟性があり、残りの冗長性は誤り検出に使うことができる。これに対しても Berlekamp-Massey のアルゴリズムを用いることが可能である。

例

以下の例では SEBCH(16,5,8)を使用する。情報ベクトル \underline{c} は以下のように与えられる。

$$\underline{c} = [10011]$$

生成行列 \underline{G} を使うことにより、符号語 \underline{c} が以下の式で計算できる。

$$\underline{c} = \underline{iG} = [1001101011111000]$$

伝送時にはこれらのビットはオクテット境界にあるフィールドに埋められる。ベクトル \underline{c} の LSB は左側に、MSB は右側に置かれる。図 10 のように、 \underline{c} の LSB は最後のオクテット(オクテット 2)の最も小さい番号のビットに、MSB は最初のオクテット(オクテット 1)の最も大きい番号のビットに置かれる。

Bit:	8	7	6	5	4	3	2	1	Octet:
	0	0	0	1	1	1	1	1	1
	0	1	0	1	1	0	0	1	2

図 10 / Annex C SEBCH 符号のフィールドへのマッピング

システムチック拡張 BCH 符号の生成行列

本節では、長さ k の与えられた入力シーケンス \underline{i} から生成行列 \underline{G} および式 $\underline{c} = \underline{iG}$ を用いて長さ n の符号シーケンス \underline{c} を計算する表を記す。SEBCH(16, 5, 8)は BCH(15, 5, 7)から生成多項式 $g(x)=x^{10}+x^8+x^5+x^4+x^2+x^1+1$ により、SEBCH(16, 7, 6)は BCH(15, 7, 5)から $g(x)=x^8+x^7+x^6+x^4+1$ を用いて生成される。

表 5 / Annex C システムチック拡張 BCH(16,5,8)符号の生成行列

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	1	0	0	0	0	1	1	1	0	1	1	0	0	1	0	1
1	0	1	0	0	0	0	1	1	1	0	1	1	0	0	1	1
2	0	0	1	0	0	1	1	0	1	0	1	1	1	1	0	0
3	0	0	0	1	0	0	1	1	0	1	0	1	1	1	1	0
4	0	0	0	0	1	1	1	0	1	1	0	0	1	0	1	1

表 6 / Annex C システムチック拡張 BCH(16,7,6)符号の生成行列

	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	1	1
1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	1	1	0	0
2	0	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	1	1	0
3	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	1	1	0	0	0	1
4	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	1	1	0	0	1
5	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	1	1	0	1
6	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	1	1	1

PIAFSリアルタイムプロトコル
標準規格
ARIB STD-T77 1.0版

平成13年 7月 1.0版第1刷発行

発行所

社団法人 電 波 産 業 会
〒100-0013 東京都千代田区霞が関1-4-1
日土地ビル14階

電 話 03-5510-8590
F A X 03-3592-1103
