

特別研究報告

題目

光圧縮 TDM 方式を用いた高信頼リングネットワークの設計手法

指導教官

村田 正幸 教授

報告者

山口 貴詩

平成 13 年 2 月 22 日

大阪大学 基礎工学部 情報科学科

光圧縮 TDM 方式を用いた高信頼リングネットワークの設計手法

山口 貴詩

内容梗概

近年のマルチメディア化およびユーザの増加に伴い、ネットワークの高速・大容量伝送への要求が強まっている。そのため、MAN を対象にした全光アクセスが可能なリング型ネットワークの構築のための技術が現在活発に研究されている。また、特に高速な回線においては障害が起きた場合の影響が大きいことから、故障発生時においても安定した通信を実現する信頼性の高いネットワークの構築が重要となっている。

本報告では、光パルス圧縮 / 伸長技術に基づく光圧縮 TDM 方式を用いたリングネットワークの耐故障性を考慮した設計手法を提案している。具体的には、リングネットワーク内の隣接する 2 つのノード間のリンクのうち、任意の 1 つが故障・切断した場合においても、要求されているすべてのトラヒックを継続して収容するための対処手法として、専有パスプロテクション方式、共有パスプロテクション方式、およびパスリストラレーション方式を考慮している。これらの手法を用いたリングネットワークにおいて、要求トラヒックを収容するために必要となるスロット数、フレーム数の理論的下限値を導出し、各手法の比較および各種パラメータが下限値に与える影響を明らかにした。次に、実際のパス設定アルゴリズムを提案し、各手法において最適な結果を達成するパラメータ領域が存在することを示した。特に、専有パスプロテクション方式に比べ、共有パスプロテクション方式、およびパスリストラレーション方式がより小さいフレーム長でトラヒックを収容できることを明らかにし、それらが効果的なリングネットワーク設計手法であることを示した。

主な用語

光圧縮 TDM 方式、耐故障性、リング型ネットワーク、理論的下限値、パスプロテクション方式、パスリストラレーション方式

目次

1	はじめに	5
2	光圧縮技術に基づく OTDM リングネットワーク	8
2.1	光パルス圧縮 / 伸長技術	8
2.2	ネットワークモデル	8
2.3	アクセス方式	9
3	リンクの耐故障性を考慮したネットワーク設計手法	11
3.1	専有パスプロテクション方式	11
3.1.1	単一方向に現用パスを設定する場合	12
3.1.2	双方向に現用パスを設定する場合	12
3.2	共有パスプロテクション方式	13
3.3	パスリストレーション方式	14
3.3.1	単一方向に現用パスを設定する場合	15
3.3.2	双方向に現用パスを設定する場合	15
4	スーパーフレーム長の理論的下限値の導出	17
4.1	記号の導入	17
4.2	下限値の導出	17
4.2.1	単一方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式の場合	18
4.2.2	双方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式の場合	19
4.2.3	共有パスプロテクション方式の場合	21
4.2.4	単一方向に現用パスを設定するパスリストレーション方式の場合	22
4.2.5	双方向に現用パスを設定するパスリストレーション方式の場合	24
5	パス設定アルゴリズムの提案	27
5.1	パス長優先アルゴリズム (アルゴリズム A1)	27
5.2	負荷優先アルゴリズム (アルゴリズム A2)	28

6	比較評価	29
6.1	理論的下限值による各設計方式の比較評価	29
6.2	パス設定アルゴリズムの評価	34
7	おわりに	35
	謝辞	36
	参考文献	37

目 次

1	光ビット圧縮装置	9
2	対象とするネットワーク構成	10
3	単一方向に現用パスを設定する場合の専有パスプロテクション方式の例	11
4	双方向に現用パスを設定する場合の専有パスプロテクション方式の例	12
5	共有パスプロテクション方式の例	13
6	単一方向に現用パスを設定する場合のパスリストレーション方式の例	14
7	双方向に現用パスを設定する場合のパスリストレーション方式の例	15
8	各方式ごとのスーパーフレーム長の理論的下限値の比較	30
9	トラヒック要求マトリックス C_1 を適用した場合	31
10	トラヒック要求マトリックス C_2 を適用した場合	32
11	トラヒック要求マトリックス C_3 を適用した場合	33

1 はじめに

今日の情報のマルチメディア化およびネットワークユーザの増加に伴い、バックボーンネットワークにおける伝送量は増加する一方であり、高速・大容量伝送への要求がますます高まっている。これらの要求を満たすための手段として、地域内の企業、研究所、ISP (Internet Service Provider) 等をリング型ネットワークで接続する、高速な MAN (Metropolitan Area Network) を構築することが考えられている。LAN (Local Area Network) から MAN へのアクセスについては従来、ルータやスイッチにおいて光・電気変換を行うことによって実現されてきたが、高速なアクセスを実現するためには全光によるアクセスが欠かせない。そのための技術が現在活発に研究されている [1, 2]。

全光アクセスを実現するための光領域での多重化方式として、光波長分割多重 (WDM) 方式や光時分割多重 (OTDM) 方式があげられる。WDM 方式では近年、1 波長で数十 Gbps の高速なデータ転送が可能になりつつあるが、利用できる波長数に制限があるため、多くのノード間で同時に通信を行なうことは難しい。一方、OTDM 方式は制御が容易であり、特に最近、光パルスの圧縮 / 伸長技術の開発により、高速なバックボーンネットワークを構築することが可能になりつつある [3, 4]。例えば、文献 [3] では、LAN 内速度を 622Mbps とし、光リングネットワークのバックボーンネットワークに送出する際にビット間隔をつめることにより数倍から数十倍に光圧縮して数 G ~ 数十 Gbps の速度で伝送し、目的地の LAN で光伸長を行うことによって再び 622Mbps の速度に戻すという伝送技術が紹介されている。

一方、バックボーンネットワークにおいては、人為的な事故や自然災害などによる回線の切断が、それに接続されている組織を含めたネットワーク全体に大きな被害をもたらす。特に、高速なネットワークにおいては一瞬の切断でも大きなデータ損失を引き起こす。したがって、故障発生時においても安定した通信を可能とする信頼性の高いネットワークの構築が重要となる。

本報告では、光圧縮 TDM 方式を用いる場合の耐故障性を考慮したリングネットワークの設計手法を提案する。具体的には、リングネットワーク内の隣接する 2 つのノード間のリンクのうち、任意の 1 つが故障・切断した場合においても、要求されたすべてのトラフィックを収容できるリングネットワークおよびその対処手法として、専有パスプロテクション方式、

共有パスポテクション方式、そしてパストレーション方式を前提とした設計手法を提案する。これらの手法を用いて構築されたリングネットワークにおいて、要求されるトラヒックを収容するためのパス設定に必要なスロット数、フレーム数の理論的下限値を導出し、各手法の比較および各種パラメータがそれらに与える影響を明らかにする。

光圧縮 TDM 方式を用いて全光リングネットワークを構成する場合、ノードからのパケット転送要求ごとにパスを設定する方法（マルチアクセス方式）と、あらかじめすべてのノード間にパスを設定しておく方法が考えられる。本報告では、LAN のバックボーンネットワークとしての機能、および制御の容易さを考慮し、すべてのパスをあらかじめ設定しておく完全パス設定方式を対象とする。光圧縮 TDM 方式では、光パルスの圧縮 / 伸長を行うため、ノードが各フレームのスロットにアクセスできる回数は物理的に制限される [5]。そのため、特に本報告では、送受信装置数や圧縮率によってバックボーンネットワークへのアクセスに制約がある場合のパス設計手法を提案する。

関連研究として、文献 [6] においては、光リングネットワークにおける WDM を対象としたパス設計手法について、効率的な波長割当方式を提案し、また、その性能評価を行い、与えられた波長数に対して必要なパス設定時間を求めている。この文献では WDM を対象としているが、各波長を光圧縮 TDM 方式の各スロットに置き換えて考察を進めることは可能である。実際、本報告では文献 [6] で提案されているパス設定手法を拡張し、光圧縮 TDM 方式において、不均一なトラヒック負荷を要求する場合にも適用できるアルゴリズムの評価も行っている。また、本報告で算出しているパス設定に必要なフレーム数、スロット数の理論的下限値についても文献 [6] で提案されたものを拡張したものである。また、文献 [7, 8] においては、WDM を対象として、耐故障性を考慮したネットワーク設計手法について述べられている。

以下、2 章では本報告で対象とするネットワーク構成およびネットワーク技術を説明し、3 章ではリンクの耐故障性を考慮したネットワーク設計手法を提案する。次に、4 章では 3 章で提案した手法によって設計されたネットワークを想定し、要求される全トラヒックを収容するためのパスを設定するのに必要となるスロット数、フレーム数の理論的下限値を導出し、5 章において実際のパス設定アルゴリズムを提案する。6 章ではそれぞれの手法について、

4章で導出した理論的下限值、および5章で提案したアルゴリズムから得られるスーパーフレーム長により評価を行う。最後に7章で本報告のまとめと今後の課題について述べる。

2 光圧縮技術に基づく OTDM リングネットワーク

2.1 光パルス圧縮 / 伸長技術

本報告では、リング型の高速・大容量バックボーンネットワークの実現のために光パルス圧縮 / 伸長技術を利用する [5]。具体的には光ネットワークにパケットを送出する際に、図 1 に示すようにファイバ遅延ループを使用し、ビット間隔をつめることによりビット圧縮を行う。1 つのループでは圧縮率に限界があるため、高い圧縮率を実現する場合には、図に示すように複数のファイバ遅延ループを多段に接続し必要な圧縮を行う場合もある。また、ファイバ遅延ループには損失補償のための半導体光増幅器 (SOA; Semiconductor Optical Amplifier) とスイッチ (SW) が挿入されている。そして、光ネットワークからパケットを取り出す際には、圧縮の課程の逆の操作を行い、ビット伸長を実現する。すなわち、ファイバ遅延ループを用いてビット間隔をあけることにより元の転送速度、あるいは受信 LAN 内の転送速度に戻す。詳しい光パルス圧縮 / 伸長技術については文献 [9-11] で述べられている。

2.2 ネットワークモデル

本報告で対象とするネットワークトポロジーは、2 本の光ファイバで構成され、それぞれの光ファイバは時計回り、反時計回りにパケットを転送できるように設計された双方向リングネットワークとする (図 2(a) 参照)。リングネットワーク上には N 個のノードが接続され、時計回りに 0 から $N - 1$ の番号を付け、各リンクにも時計回りに 0 から $N - 1$ の番号を割り振る。各ノードでは、まず電気領域においてパケットを 1 スロットサイズになるようにミニパケットに分割する。その後、電気 / 光変換を行ったのち、LAN 内転送速度の K 倍の光圧縮を行った上で、リングネットワーク上の割り当てられたスロットへ送出する (図 2(c) 参照)。また、スロット K 個からなる時間長を 1 フレームと定義する。すなわち、図 2(d) に示すように、圧縮率 K は TDM における 1 フレーム内のスロット数と考えることができる。

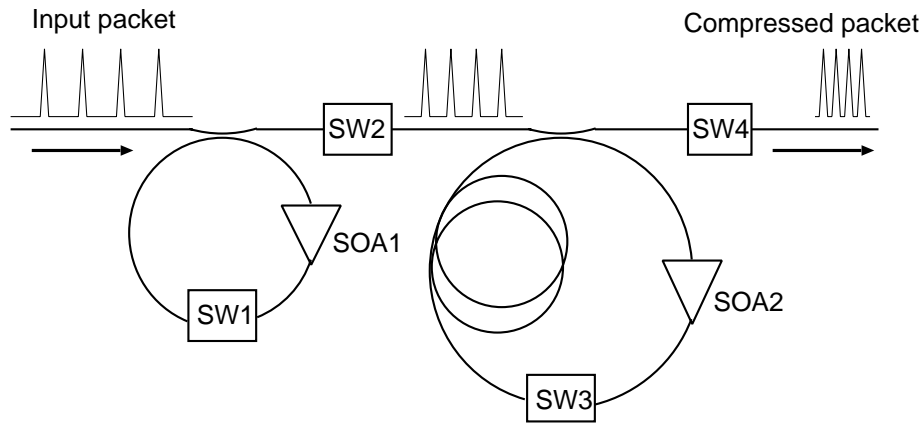
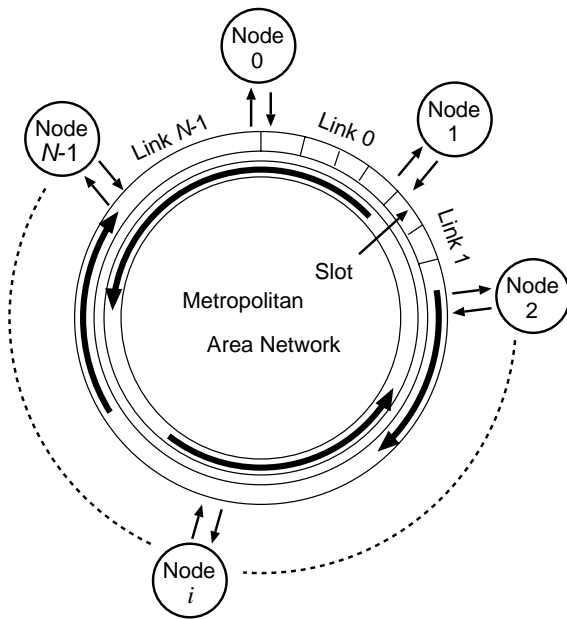


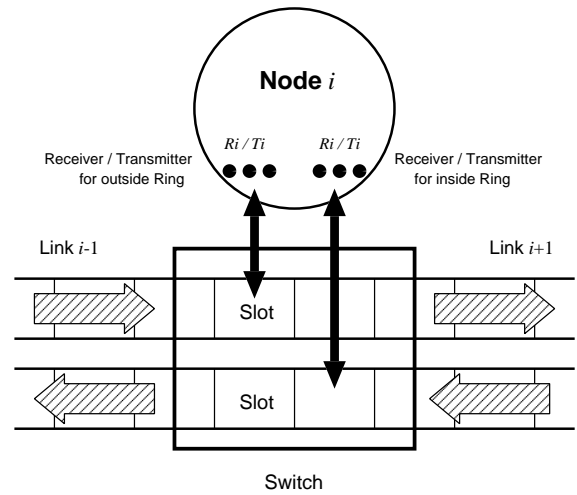
図 1: 光ビット圧縮装置

2.3 アクセス方式

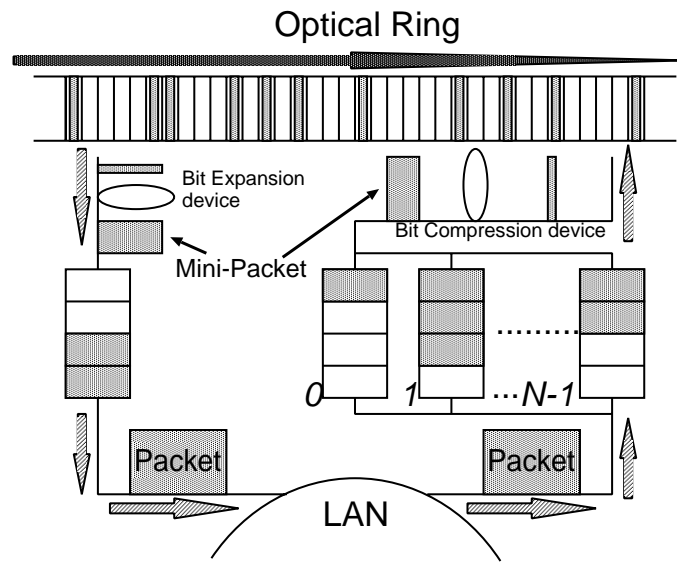
図 2(b) に各ノードの構成を示す。ノード i はファイバごとにそれぞれ独立した T_i 個の送信装置、 R_i 個の受信装置を備えている。すなわち、各ノードは $2T_i$ 個の送信装置と $2R_i$ 個の受信装置を持つ。ファイバごとのそれぞれの送受信装置は、パケットの送信 / 受信時において、1 フレーム時間に K 倍の光パルスの圧縮 / 伸長を行うため、1 フレーム内に 1 回 (スロット) の送受信を行うことができる。例えば、 $T_i = 2$ の場合、ノード i は送信装置を 4 個持つため、1 フレーム内に時計回り、反時計回りにそれぞれ 2 回ずつ送信が可能である。受信装置についても同様である。したがって、それぞれのノードは 1 フレーム内にそのノードに設置されている送信装置 / 受信装置の個数以上の数のスロットに対して送信 / 受信を行うことはできない。逆に言えば、 $K < N$ の場合、1 フレームではすべてのノードに対してスロットを割り当てることはできない。さらに、通常すべてのトラヒックを収容するために必要なパスを設定するには複数フレームを要し、これらのフレームの集合をスーパーフレームと定義する。したがって、パス設計を行う際には、要求されるすべてのトラヒックを収容するのに必要なフレーム長、すまわちスーパーフレーム長を最小化することが重要になる。



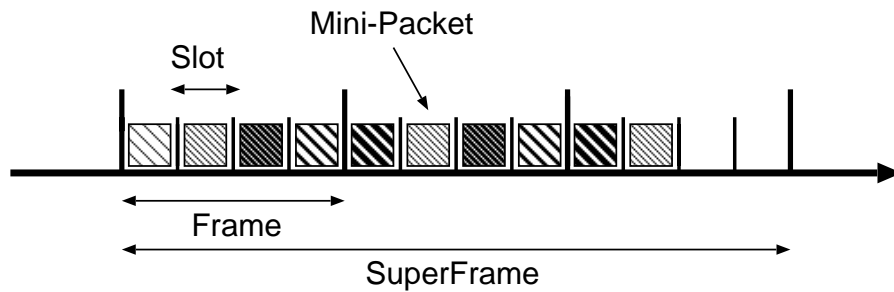
(a) 光圧縮 TDM 方式を用いた双方向リングネットワーク



(b) アクセス方式



(c) ノード構成



(d) フレーム構成

図 2: 対象とするネットワーク構成

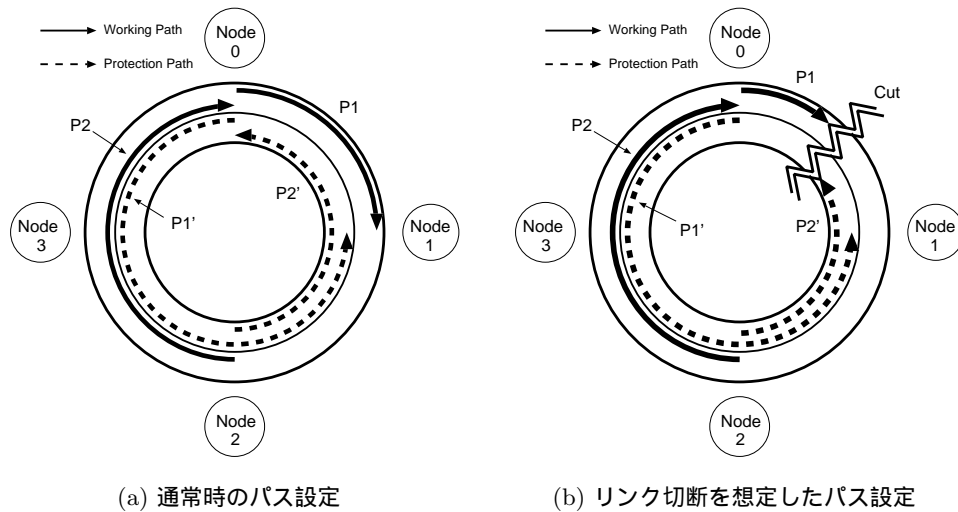


図 3: 単一方向に現用パスを設定する場合の専有パスプロテクション方式の例

3 リンクの耐故障性を考慮したネットワーク設計手法

本章では、リングネットワーク内の隣接する2つのノード間のリンクのうち、任意の1つが故障や切断した場合においても、要求されるすべてのトラヒックを継続して収容可能なネットワーク設計手法を提案する。リンクの故障や切断は、リングネットワーク内の1箇所において、リンクを構成する双方向ファイバが同時に切断される場合を想定する。つまり、2箇所以上のリンク切断が同時に発生することは対象としない。双方向リングネットワークであるため、リンク切断が発生した場合、通常時に設定されるパスとは反対回りの経路を使用したパスを利用することにより耐故障性を実現する。以下、トラヒック要求により、通常設定するパスを現用パスと呼び、それらのパスとは反対回りの経路を使用して設定する耐故障用のパスを予備パスと呼ぶ。

3.1 専有パスプロテクション方式

専有パスプロテクション方式は、現用パスそれぞれに対して1本ずつ予備パスを設定する手法である。すなわち、予備パスをその現用パスの専用のパスとして準備する。この手法を用いる場合は、現用パスに対して予備パスが1対1に対応するため、各ノードがリンクの切断の有無を検知することなく、継続したトラヒック収容を保證することができる。

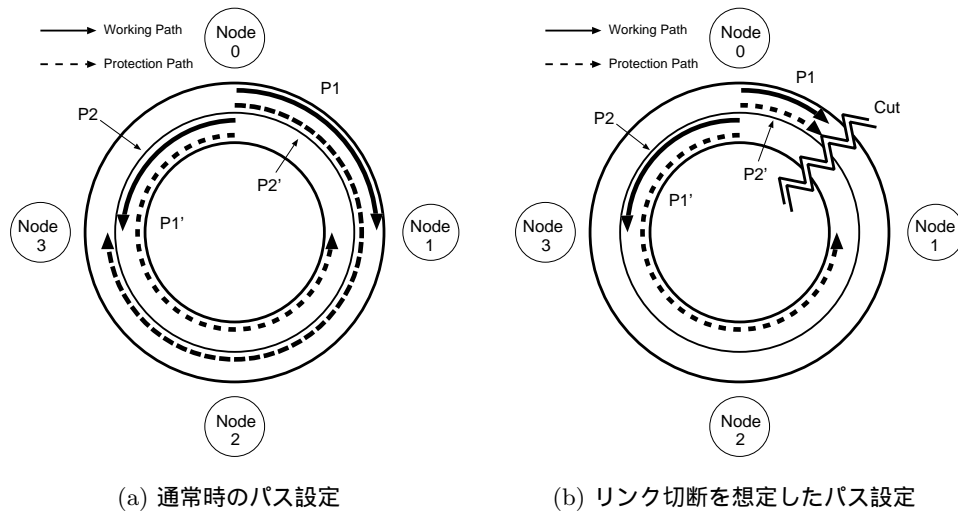


図 4: 双方向に現用パスを設定する場合の専有パスプロテクション方式の例

3.1.1 単一方向に現用パスを設定する場合

図 3 に単一方向に現用パスを設定する場合の専有パスプロテクション方式の例を示す。ここでは、時計回りに現用パスを設定し、反時計回りに予備パスを設定する。リンクの切断時には、その切断リンクを経由している現用パスについては、予備パスを用いてパケットの送受信を行うことになる。例えば、図 3(a) に示すように、現用パスとして時計回りにパス P1 とパス P2 を設定する場合、反時計回りに予備パスとしてパス P1' とパス P2' をあらかじめ設定しておく。ここで、図 3(b) に示すように、ノード 0 / ノード 1 間のリンクが切断された場合、現用パス P1 は遮断されるが、予備パス P1' を設定しているため、パス設定は継続される。

3.1.2 双方向に現用パスを設定する場合

図 4 に双方向に現用パスを設定する場合の専有パスプロテクション方式の例を示す。ここでは、時計回り、または、反時計回りに、送信ノードと受信ノードの間の距離が短い方向に沿って現用パスを設定するものとする。また、予備パスはその反対方向に設定するものとする。

ノード数が偶数個の場合、両方向に最短経路が存在するため、送信ノード番号が奇数の場

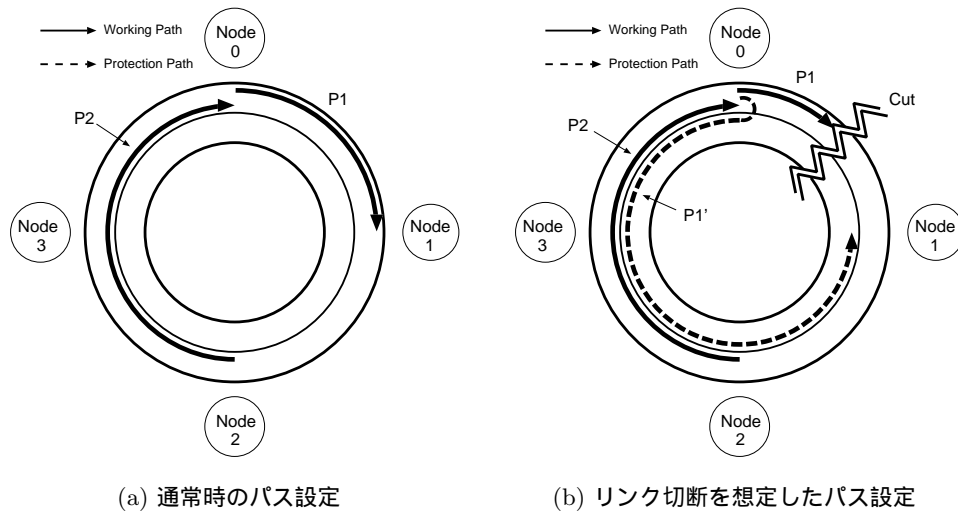


図 5: 共有パスプロテクション方式の例

合は時計回りにパスを設定し、送信ノード番号が偶数の場合は反時計回りにパスを設定する。リンク切断時には、そのリンク上を経由する現用パスに対してあらかじめ反対方向に設定されている予備パスを用いてパス設定が保証される。例えば、図 4(a) に示すように、現用パスとして時計回りのパス P1 と反時計回りのパス P2 を設定する場合、予備パスとして反時計回りのパス P1' と時計回りのパス P2' を設定しておく。ここで、図 4(b) に示すように、ノード 0 / ノード 1 間のリンクが切断された場合、現用パス P1 が遮断されるが、予備パス P1' を設定していることによりパス設定が継続される。

3.2 共有パスプロテクション方式

図 5 に共有パスプロテクション方式の例を示す。この手法は、SONET リングを対象として Unidirectional Path Switched Rings (UPSR), Bidirectional Line Switched Rings (BLSR) などの耐故障性を考慮したリングネットワーク (例えば文献 [12-14]) を、光圧縮 TDM 方式を用いたリングネットワークに応用したものである。スーパーフレーム長の 50% のフレームを使用し、時計回りまたは反時計回りに送信ノードと受信ノードの間の距離が短い方向に沿って現用パスを設定する。リンク切断時には、そのリンクの両端に位置するノードが故障を検知し、50% の空きフレームを用いて逆回りに折り返し送信する。この手法を用いる場合

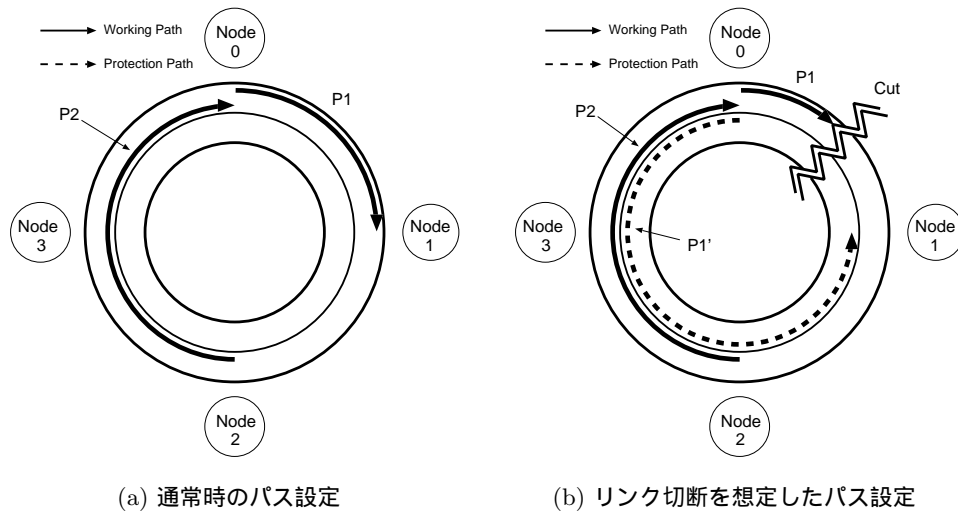


図 6: 単一方向に現用パスを設定する場合のパスリストレーション方式の例

は、切断リンクの両端に位置するノードがリンクの切断の有無を検知するだけで対応可能であるので、他のノードはリンクの切断を知らなくてもよい。例えば、図 5 に示すように、現用パスとして時計回りのパス P1 とパス P2 を設定し、ノード 0 / ノード 1 間のリンクが切断された場合、現用パス P1 が遮断されるが、ノード 0 が故障を検知して、反時計回りに予備パス P1' を設定することによりパス設定は継続される。

3.3 パスリストレーション方式

パスリストレーション方式は、リングネットワーク上のあるリンクが切断された場合にそのリンクを使用する現用パスを調べ上げ、それらに対する予備パスを設定する手法である。この手法を用いる場合は、リングネットワークに接続されたすべてのノードがリンクの切断の有無、切断リンクの箇所を知り、パス設定を変更する必要がある。ただし、リンクが切断された後に動的に設定可能なパスを探索するのではなく、切断されるリンクを想定して、各々あらかじめ予備パスを決めておくため、リンクの切断を知らされた時点ですぐに新たなパス設定に切り替えることができる。

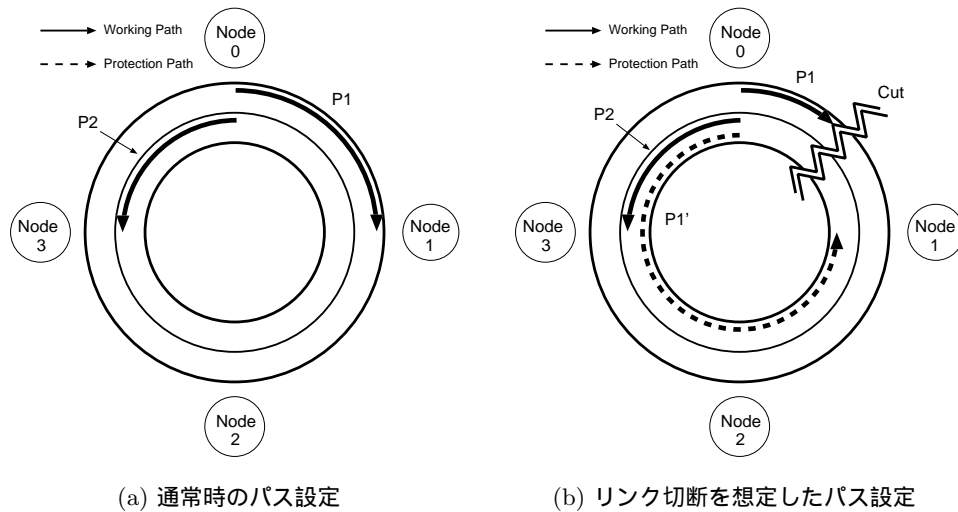


図 7: 双方向に現用パスを設定する場合のパスリストレーション方式の例

3.3.1 単一方向に現用パスを設定する場合

図 6 に単一方向に現用パスを設定する場合のパスリストレーション方式の例を示す。ここでは、時計回りに現用パスを設定し、切断されたリンクを通過する現用パスに対して、反時計回りに予備パスを設定する。リンク切断時にはあらかじめ想定しておいた予備パスを設定する。ここでは、各リンク切断時に設定される予備パスのスーパーフレーム長の最大値と現用パスのスーパーフレーム長のうち、大きい方を全体のスーパーフレーム長とする。例えば、図 6 に示すように、現用パスとして時計回りにパス P1 とパス P2 を設定し、ノード 0 / ノード 1 間のリンクが切断された場合、現用パス P1 が遮断されるが、全てのノードが故障を知らされ、ノード 0 / ノード 1 間が切断された場合のパス設定に切り替え、ノード 0 は予備パス P1' を用いてパス設定は継続される。

3.3.2 双方向に現用パスを設定する場合

図 7 に双方向に現用パスを設定する場合のパスリストレーション方式の例を示す。ここでは、時計回り、または、反時計回りに、送信ノードと受信ノードの間の距離が短い方向に沿って現用パスを設定する。また、切断されたリンクを通過する現用パスに対して、反時計回りに予備パスを設定する。ここでも、単一方向に現用パスを設定する場合と同様にスー

パーフレーム長を定義する。

ノード数が偶数個の場合、両方向に最短経路が存在するため、送信ノード番号が奇数の場合は時計回りにパスを設定し、送信ノード番号が偶数の場合は反時計回りにパスを設定する。リンクの切断時には、そのリンクを使用するパスに対する予備パスを設定し、パケットの送受信を行う。例えば、図7に示すように、現用パスとして時計回りのパス P1 と反時計回りのパス P2 を設定し、ノード 0 / ノード 1 間のリンクが切断された場合、現用パス P1 が遮断されるが、全てのノードが故障を知らされ、ノード 0 / ノード 1 間が切断された場合のパス設定に切り替え、ノード 0 は予備パス P1' を用いてパス設定は継続される。

4 スーパーフレーム長の理論的下限値の導出

本章ではまず、前章で説明したそれぞれの耐故障性を考慮したパス設定手法について、スーパーフレーム長の理論的下限値を導出する。

4.1 記号の導入

まず、それぞれのノードに設置されている送信装置数の集合を $T = \{T_0, T_1, \dots, T_{N-1}\}$ とし、受信装置数の集合を $R = \{R_0, R_1, \dots, R_{N-1}\}$ とする。また送受信装置数の集合を T, R で示す場合は、全てのノードに設置される送受信装置の個数が等しいことを示す。つまり、 $T = \{j, j, \dots, j\}$ ($j > 0$) の場合を $T = j$ とし、また受信装置数についても同様に $R = \{k, k, \dots, k\}$ ($k > 0$) のとき $R = k$ ($k > 0$) と記述する。

ノード i から時計回りで距離 (stride) s のノード $i + s$ へ設定されるパスを (i, s) で表すものとする。反時計回りの距離を負の数で表す。解析で示す表現を簡潔にするために、ノード番号 i や距離 s を示す任意変数 k について、 $k \geq N$ の場合、 $k = \text{mod}(k, N)$ 、 $k < 0$ の場合、 $k = N - \text{mod}(|k|, N)$ と置き換えることにする。例えば、 $N = 32$ の場合、ノード 36 はノード 4 に読みかえ、ノード -7 はノード 25 に読みかえる。また、距離についても距離 -13 は、時計回りで距離 19 と読みかえる。

それぞれのノード間のトラフィック量はさまざまであるが、それらのトラフィックに割り当てるスロット数を変えることにより、ノード間で要求されるトラフィック量に応じた帯域を提供することができる。本報告では簡単のため、すべてのノード間のトラフィック量を整数比で表すこととし、設定を要求するパス数 (スロット数) と考える。すなわち、パス (i, s) のパス設定本数を整数 $c^{(i,s)}$ とし、トラフィック要求マトリクスとして N 次正方行列 $C = \{c^{(i,s)}\}$ が与えられるものとする。

4.2 下限値の導出

以下では、与えられたノード数 N 、送信装置数の集合 T 、受信装置数の集合 R 、圧縮率 K 、トラフィック要求マトリクス C から、スーパーフレーム長の下限値である $LB(N, T, R, K, C)$

を求める。文献 [6] では、WDM 方式を対象として、送受信装置数がすべてのノードで等しく、パス設定本数が均一で 1 に相当する場合の、波長数、送受信装置数から算出するパス設定波長数の理論的下限值が扱われている。文献 [15] はそれを拡張し、光圧縮 TDM 方式を用いた双方向リングネットワークを対象とした、スーパーフレーム長の理論的下限値を導出している。本報告では、さらに文献 [15] に示された手法を拡張し、耐故障性を考慮した場合のスーパーフレーム長の理論的下限値を導出する。

4.2.1 単一方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式の場合

(A) 送受信装置数 (T, R) が無限、圧縮率 (K) が有限であると仮定した場合：

リンク i 上に設定される時計回りのパスの合計数を $n_R^{(i)}$ とおき、リンク i 上に設定される反時計回りのパスの合計数を $n_L^{(i)}$ とおく。 $n_R^{(i)}, n_L^{(i)}$ は、与えられたトラヒック要求マトリックスから、

$$n_R^{(i)} = \sum_{j=i+2}^{i+N} \sum_{s=(i+N+1)-j}^{N-1} c^{(j,s)} \quad (1)$$

$$n_L^{(i)} = \sum_{j=i+1}^{i+N-1} \sum_{s=1}^{i+N-j} c^{(j,s)} \quad (2)$$

のように求めることができる。

1 フレーム内のスロット数は K 個であるので、リンク i には 1 フレームで単一方向に K 本のパスを設定することができる。つまり、リンク i を利用する、時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_L^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となる。以上よりスーパーフレーム長の下限值 $LB_{ud}(N, \infty, \infty, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{ud}(N, \infty, \infty, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} \left(\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_L^{(i)}}{K} \rceil \right) \quad (3)$$

(B) 圧縮率 (K) が無限で、送受信装置数 (T, R) が有限であると仮定した場合：

ノード i を送信ノードとする現用パスは、他の $N - 1$ 個のノードを受信ノードとして $s^{(i)} = \sum_{s=1}^{N-1} c^{(i,s)}$ 本設定する必要がある。また、ノード i を受信ノードとする現用パスは、他の $N - 1$ 個のノードを送信ノードとして、 $r^{(i)} = \sum_{k=0}^{N-1} c^{(k,i-k)}$ 本設定する必要がある。 $K = \infty$ の場合、すなわちスロット数が無限の場合、一度に設定できるパスは送受信装置の個

数と同じになる。また、予備パスについても同様である。よって、ノード i を送信ノードとするパスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となる。また、ノード i を受信ノードとするパスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となる。すなわち $LB_{ud}(N, T, \infty, \infty, C)$, $LB_{ud}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{ud}(N, T, \infty, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} \left(\lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil \right) \quad (4)$$

$$LB_{ud}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} \left(\lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil \right) \quad (5)$$

したがって、式 (3), (4), (5) より、 $LB_{ud}(N, T, \mathcal{R}, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{ud}(N, T, \mathcal{R}, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} \left(\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_L^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil \right) \quad (6)$$

4.2.2 双方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式の場合

(A) 送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が無限、圧縮率 (K) が有限であると仮定した場合：

リンク i 上に設定される時計回りの現用パスの合計数を $n_{Rw}^{(i)}$ 、反時計回りの現用パスの合計数を $n_{Lw}^{(i)}$ 、時計回りの予備パスの合計数を $n_{Rp}^{(i)}$ 、反時計回りの予備パスの合計数を $n_{Lp}^{(i)}$ とおく。 $n_{Rw}^{(i)}, n_{Lw}^{(i)}$ は、与えられたトラフィック要求マトリックスから、

$$n_{Rw}^{(i)} = \sum_{j=(i+1)+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor}^{i+N} \sum_{s=(i+N+1)-j}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor} c^{(j,s)} \cdot r_d^{(j,s)}, \quad (7)$$

$$n_{Lw}^{(i)} = \sum_{j=i+1}^{i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor} \sum_{s=\lfloor \frac{N}{2} \rfloor}^{i+N-j} c^{(j,s)} \cdot l_d^{(j,s)} \quad (8)$$

のように求めることができる。

また、 $n_{Rp}^{(i)}, n_{Lp}^{(i)}$ は、与えられたトラフィック要求マトリックスから、

$$n_{Rp}^{(i)} = \sum_{j=i+2}^{i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor+1} \sum_{s=(i+N+1)-j}^{N-1} c^{(j,s)} \cdot l_d^{(j,s)} + \sum_{j=i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor+2}^{i+N} \sum_{s=\lfloor \frac{N}{2} \rfloor}^{N-1} c^{(j,s)} \cdot l_d^{(j,s)}, \quad (9)$$

$$n_{Lp}^{(i)} = \sum_{j=i+1}^{i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor} \sum_{s=1}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor} c^{(j,s)} \cdot r_d^{(j,s)} + \sum_{j=i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor+1}^{i+N-1} \sum_{s=1}^{i+N-j} c^{(j,s)} \cdot r_d^{(j,s)} \quad (10)$$

のように求めることができる。ただし、 $r_d^{(i,s)}$ は、パス (i, s) を設定する際に時計回りならば 1、反時計回りならば 0 である変数とする。 $l_d^{(i,s)}$ は、パス (i, s) を設定する際に時計回りならば 0、反時計回りならば 1 とする。現用パスと予備パスを足し合わせた全体のパスの集合は、単一方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式におけるものと等しくなるので、これらに対して以下の関係が成立する。

$$\begin{aligned} n_{Rw}^{(i)} + n_{Rp}^{(i)} &= \sum_{j=i+2}^{i+N} \sum_{s=(i+N+1)-j}^{N-1} c^{(j,s)} \\ &= n_R^{(i)} \end{aligned} \quad (11)$$

$$\begin{aligned} n_{Lw}^{(i)} + n_{Lp}^{(i)} &= \sum_{j=i+1}^{i+N-1} \sum_{s=1}^{i+N-j} c^{(j,s)} \\ &= n_L^{(i)} \end{aligned} \quad (12)$$

また、1 フレーム内のスロット数は K 個であるので、リンク i には 1 フレームで単一方向の K 本のパスを設定することができる。つまり、リンク i を利用する、時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_L^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となる。以上よりスーパーフレーム長の下限值 $LB_{bd}(N, \infty, \infty, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{bd}(N, \infty, \infty, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_L^{(i)}}{K} \rceil) \quad (13)$$

(B) 圧縮率 (K) が無限で、送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が有限であると仮定した場合：

ノード i を送信ノードとする時計回りのパスは、他の $N-1$ 個のノードを受信ノードとして $s^{(i)}$ 本設定する必要がある。また、ノード i を受信ノードとする時計回りのパスは、他の $N-1$ 個のノードを送信ノードとして、 $r^{(i)}$ 本設定する必要がある。 $K = \infty$ の場合、すなわちスロット数が無限の場合、一度に設定できるパスは送受信装置の個数と同じになる。また、反時計回りのパスについても同様である。よって、ノード i を送信ノードとするパスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となる。また、ノード i を受信ノードとするパスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となる。すなわち $LB_{bd}(N, T, \infty, \infty, C)$, $LB_{bd}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{bd}(N, T, \infty, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil) \quad (14)$$

$$LB_{bd}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil) \quad (15)$$

したがって、式 (13), (14), (15) より、 $LB_{bd}(N, T, \mathcal{R}, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{bd}(N, T, \mathcal{R}, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_L^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil) \quad (16)$$

上式 (16) は、式 (6) と同一である。すなわち、単一方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式と双方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式は同じ設計手法とみなすことができる。

4.2.3 共有パスプロテクション方式の場合

(A) 送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が無限、圧縮率 (K) が有限であると仮定した場合：

リンク i 上に設定される時計回りの現用パスの合計数は $n_{Rw}^{(i)}$ (式 (7))、反時計回りの現用パスの合計数は $n_{Lw}^{(i)}$ (式 (8)) で与えられる。また、1 フレーム内のスロット数は K 個であるので、リンク i には 1 フレームで単一方向の K 本のパスを設定することができる。つまり、リンク i を利用する、時計回りの現用パスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_{Rw}^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_{Lw}^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となる。しかし、予備パスを設定するためのフレームを 50% 確保しておく必要があるので、実際に必要となるフレーム数は、それらの 2 倍となる。以上より、スーパーフレーム長の下限值 $LB_s(N, \infty, \infty, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_s(N, \infty, \infty, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_{Rw}^{(i)}}{K} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{n_{Lw}^{(i)}}{K} \rceil \cdot 2) \quad (17)$$

(B) 圧縮率 (K) が無限で、送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が有限であると仮定した場合：

ノード i を送信ノードとする時計回りの現用パスは、他の $N-1$ 個のノードを受信ノードとして $s_{Rw}^{(i)} = \sum_{s=1}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + r_d^{(i,s)}} c^{(i,s)}$ 本、同様に反時計回りの現用パスは、 $s_{Lw}^{(i)} = \sum_{s=\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + l_d^{(i,s)}}^{N-1} c^{(i,s)}$ 本設定する必要がある。また、ノード i を受信ノードとする時計回りの現用パスは、他の $N-1$ 個のノードを送信ノードとして、 $r_{Rw}^{(i)} = \sum_{s=0}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + r_d^{(i,s)}} c^{(i-s,s)}$ 本、同様に反時計回りの現用パスは、 $r_{Lw}^{(i)} = \sum_{s=\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + l_d^{(i,s)}}^{N-1} c^{(i-s,s)}$ 本設定する必要がある。 $K = \infty$ の場合、すなわちスロット数が無限の場合、一度に設定できるパスは送受信装置の個数と等しくなる。よって、

ノード i を送信ノードとする時計回りの現用パスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{s_{Rw}^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りの現用パスすべて設定するには、 $\lceil \frac{s_{Lw}^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となる。また、ノード i を受信ノードとする時計回りの現用パスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r_{Rw}^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りの現用パスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r_{Lw}^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となる。しかし、予備パスを設定するためのフレームを 50%確保しておく必要があるので、実際に必要となるフレーム数はそれらの 2 倍となる。すなわち、 $LB_s(N, T, \infty, \infty, C)$, $LB_s(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_s(N, T, \infty, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{s_{Rw}^{(i)}}{T_i} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{s_{Lw}^{(i)}}{T_i} \rceil \cdot 2) \quad (18)$$

$$LB_s(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{r_{Rw}^{(i)}}{R_i} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{r_{Lw}^{(i)}}{R_i} \rceil \cdot 2) \quad (19)$$

よって、式 (17), (18), (19) より、 $LB_s(N, T, \mathcal{R}, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_s(N, T, \mathcal{R}, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{n_L^{(i)}}{K} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{s_{Rw}^{(i)}}{T_i} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{s_{Lw}^{(i)}}{T_i} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{r_{Rw}^{(i)}}{R_i} \rceil \cdot 2, \lceil \frac{r_{Lw}^{(i)}}{R_i} \rceil \cdot 2) \quad (20)$$

4.2.4 単方向に現用パスを設定するパスリストレーション方式の場合

(A) 送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が無限、圧縮率 (K) が有限であると仮定した場合：

リンク i 上に設定される時計回りの現用パスの合計数は $n_R^{(i)}$ (式 (1)) である。また、リンク l を通過する現用パスに対する予備パスのうち、リンク i 上に反時計回りに設定されるパスの合計数を $n_{u-res}^{(i,l)}$ とおく。トラヒック要求マトリックスから、リンク i を通過するトラヒックに相当する要素のみを取り出して作ったマトリックスを $c_{(l)}^{(i,s)}$ とすると、 $n_{u-res}^{(i,l)}$ は、

$$n_{u-res}^{(i,l)} = \sum_{j=i+2}^{i+N} \sum_{s=(i+N+1)-j}^{N-1} c_{(l)}^{(j,s)} \quad (21)$$

となり、また、反時計回りの予備パスの合計の最大値は $n_{u-res}^{(i)}$ は、

$$n_{u-res}^{(i)} = \max_{0 \leq l \leq N-1} (n_{u-res}^{(i,l)}) \quad (22)$$

のように求めることができる。

1 フレーム内のスロット数は K 個であるので、リンク i には 1 フレームで単一方向の K 本のパスを設定することができる。つまり、リンク i を利用する、時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_{u-res}^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となる。以上より、スーパーフレーム長の下限值 $LB_{ur}(N, \infty, \infty, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{ur}(N, \infty, \infty, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_{u-res}^{(i)}}{K} \rceil) \quad (23)$$

(B) 圧縮率 (K) が無限で、送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が有限であると仮定した場合：

ノード i を送信ノードとする時計回りの現用パスは、他の $N-1$ 個のノードを受信先として $s^{(i)}$ 本、同様に反時計回りの予備パスはリンク l の切断時を想定すると、 $s_{u-res}^{(i)} = \sum_{s=1}^{N-1} c_{(l)}^{(i,s)}$ 本設定する必要がある。ここで、すべてのリンクの切断時について同様に考え、それらの最大値を反時計回りの予備パスの設定本数 $s_{u-res}^{(i)}$ とすると、

$$s_{u-res}^{(i)} = \max_{0 \leq l \leq N-1} (s_{u-res}^{(i)}(l)) \quad (24)$$

のように求めることができる。また、ノード i を受信ノードとする時計回りの現用パスは、他の $N-1$ 個のノードを送信ノードとして、 $r^{(i)}$ 本、同様に反時計回りの予備パスはリンク l の切断時を想定すると、 $r_{u-res}^{(i)} = \sum_{k=0}^{N-1} c_{(l)}^{(k,i-k)}$ 本設定する必要がある。すべてのリンクの切断時について同様に考え、それらの最大値を反時計まわりの予備パスの設定本数 $r_{u-res}^{(i)}$ とすると、

$$r_{u-res}^{(i)} = \max_{0 \leq l \leq N-1} (r_{u-res}^{(i)}(l)) \quad (25)$$

のように求めることができる。 $K = \infty$ の場合、すなわちスロット数が無限の場合、一度に設定できるパスは送受信装置の個数と同じになる。よって、ノード i を送信ノードとする時計回りの現用パスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りの予備パスすべて設定するには、 $\lceil \frac{s_{u-res}^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となる。また、ノード i を受信先とする時計回りの現用パスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りの現用パスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r_{u-res}^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となる。すなわち、 $LB_{ur}(N, T, \infty, \infty, C)$, $LB_{ur}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{ur}(N, T, \infty, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{s_{u-res}^{(i)}}{T_i} \rceil) \quad (26)$$

$$LB_{ur}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil, \lceil \frac{r_{u-res}^{(i)}}{R_i} \rceil) \quad (27)$$

したがって、式(23),(26),(27)より、

$$LB_{ur}(N, T, \mathcal{R}, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_R^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_{u-res}^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{s^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{s_{u-res}^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{r^{(i)}}{R_i} \rceil, \lceil \frac{r_{u-res}^{(i)}}{R_i} \rceil) \quad (28)$$

4.2.5 双方向に現用パスを設定するパスリストレーション方式の場合

(A) 送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が無限、圧縮率 (K) が有限であると仮定した場合：

リンク i 上に設定される時計回りの現用パスの合計数は $n_{Rw}^{(i)}$ (式(7))、反時計回りの現用パスの合計数は $n_{Lw}^{(i)}$ (式(8)) である。

また、リンク l を通過する現用パスに対する予備パスのうち、時計回りのパスを $n_{R-res(l)}^{(i)}$ 、反時計回りのパスを $n_{L-res(l)}^{(i)}$ とおく。トラヒック要求マトリックスから、リンク i を通過する要素のみを取り出して作ったマトリックスを $c_{(l)}^{(i,s)}$ とすると、 $n_{R-res(l)}^{(i)}$ 、 $n_{L-res(l)}^{(i)}$ は、

$$n_{R-res(l)}^{(i)} = \sum_{j=i+2}^{i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + 1} \sum_{s=(i+N+1)-j}^{N-1} c_{(l)}^{(j,s)} \cdot l_d^{(j,s)} + \sum_{j=i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + 2}^{i+N} \sum_{s=\lceil \frac{N}{2} \rceil}^{N-1} c_{(l)}^{(j,s)} \cdot l_d^{(j,s)}, \quad (29)$$

$$n_{L-res(l)}^{(i)} = \sum_{j=i+1}^{i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor} \sum_{s=1}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor} c_{(l)}^{(j,s)} \cdot r_d^{(j,s)} + \sum_{j=i+\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + 1}^{i+N-1} \sum_{s=1}^{i+N-j} c_{(l)}^{(j,s)} \cdot r_d^{(j,s)} \quad (30)$$

のように求めることができる。

よって、リンク i 上に設定される時計回りのパスの合計数を $n_{Rw+res}^{(i)}$ 、および反時計回りのパスの合計数を $n_{Lw+res}^{(i)}$ とおくと、

$$n_{Rw+res}^{(i)} = n_{Rw}^{(i)} + \max_{0 \leq l \leq N-1} (n_{R-res(l)}^{(i)}) \quad (31)$$

$$n_{Lw+res}^{(i)} = n_{Lw}^{(i)} + \max_{0 \leq l \leq N-1} (n_{L-res(l)}^{(i)}) \quad (32)$$

となる。

1 フレーム内のスロット数は K 個であるので、リンク i には1 フレームで K 本の単一方向のパスを設定することができる。つまり、リンク i を利用する、時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_{Rw+res}^{(i)}}{K} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りのパスをすべて設定するには $\lceil \frac{n_{Lw+res}^{(i)}}{K} \rceil$

フレーム必要となる。以上よりスーパーフレーム長の下限值 $LB_{br}(N, \infty, \infty, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{br}(N, \infty, \infty, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_{Rw+res}^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_{Lw+res}^{(i)}}{K} \rceil) \quad (33)$$

(B) 圧縮率 (K) が無限で、送受信装置数 (T, \mathcal{R}) が有限であると仮定した場合：

ノード i を送信ノードとする時計回りの現用パスは、他の $N - 1$ 個のノードを受信ノードとして $s_{Rw}^{(i)}$ 本、同様に反時計回りの現用パスは $s_{Lw}^{(i)}$ 本設定する必要がある。ノード i を送信ノードとする時計回りの予備パスはリンク l の切断時を想定すると、他の $N - 1$ 個のノードを受信ノードとして $s_{R-res(l)}^{(i)} = \sum_{s=1}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + r_d^{(i,s)}} c_{(l)}^{(i,s)}$ 本、同様に反時計回りの予備パスは、 $s_{L-res(l)}^{(i)} = \sum_{s=\lceil \frac{N}{2} \rceil + l_d^{(i,s)}}^{N-1} c_{(l)}^{(i,s)}$ 本設定する必要がある。すべてのリンクの切断時について同様に考え、それらの最大値を時計回り、反時計回りのそれぞれのパスの設定本数を $s_{R-w+res}^{(i)}$, $s_{L-w+res}^{(i)}$ とすると、

$$s_{R-w+res}^{(i)} = s_{Rw}^{(i)} + \max_{0 \leq l \leq N-1} (s_{R-res(l)}^{(i)}), \quad (34)$$

$$s_{L-w+res}^{(i)} = s_{Lw}^{(i)} + \max_{0 \leq l \leq N-1} (s_{L-res(l)}^{(i)}) \quad (35)$$

のように求めることができる。

また、ノード i を受信ノードとする時計回りの現用パスは、他の $N - 1$ 個のノードを送信ノードとして、 $r_{Rw}^{(i)}$ 本、同様に反時計回りの現用パスは、 $r_{Lw}^{(i)}$ 本設定する必要がある。ノード i を受信ノードとする時計回りの予備パスはリンク l の切断時を想定すると、他の $N - 1$ 個のノードを送信ノードとして、 $r_{R-res(l)}^{(i)} = \sum_{s=0}^{\lfloor \frac{N}{2} \rfloor + r_d^{(i,s)}} c_{(l)}^{(i-s,s)}$ 本、同様に反時計回りの予備パスは、 $r_{L-res(l)}^{(i)} = \sum_{s=\lceil \frac{N}{2} \rceil + l_d^{(i,s)}}^{N-1} c_{(l)}^{(i-s,s)}$ 本設定する必要がある。ここで、すべてのリンクの切断時について同様に考え、それらの最大値である時計回り / 反時計回りのパスの設定本数を $r_{R-w+res}^{(i)}$, $r_{L-w+res}^{(i)}$ とすると、

$$r_{R-w+res}^{(i)} = r_{Rw}^{(i)} + \max_{0 \leq l \leq N-1} (r_{R-res(l)}^{(i)}), \quad (36)$$

$$r_{L-w+res}^{(i)} = r_{Lw}^{(i)} + \max_{0 \leq l \leq N-1} (r_{L-res(l)}^{(i)}) \quad (37)$$

のように求めることができる。 $K = \infty$ の場合、すなわちスロット数が無限の場合、一度に設定できるパスは送受信装置の個数と同じになる。よって、ノード i を送信ノードとする時

計回りのパスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{s_{R-w+res}^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りのパスすべて設定するには、 $\lceil \frac{s_{L-w+res}^{(i)}}{T_i} \rceil$ フレーム必要となる。また、ノード i を受信ノードとする時計回りのパスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r_{R-w+res}^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となり、反時計回りのパスをすべて設定するには、 $\lceil \frac{r_{L-w+res}^{(i)}}{R_i} \rceil$ フレーム必要となる。すなわち、 $LB_{br}(N, T, \infty, \infty, C)$, $LB_{br}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{br}(N, T, \infty, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{s_{R-w+res}^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{s_{L-w+res}^{(i)}}{T_i} \rceil) \quad (38)$$

$$LB_{br}(N, \infty, \mathcal{R}, \infty, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{r_{R-w+res}^{(i)}}{R_i} \rceil, \lceil \frac{r_{L-w+res}^{(i)}}{R_i} \rceil) \quad (39)$$

よって、式 (33), (38), (39) より、 $LB_{br}(N, T, \mathcal{R}, K, C)$ は次式で与えられる。

$$LB_{br}(N, T, \mathcal{R}, K, C) = \max_{0 \leq i \leq N-1} (\lceil \frac{n_{Rw+res}^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{n_{Lw+res}^{(i)}}{K} \rceil, \lceil \frac{s_{R-w+res}^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{s_{L-w+res}^{(i)}}{T_i} \rceil, \lceil \frac{r_{R-w+res}^{(i)}}{R_i} \rceil, \lceil \frac{r_{L-w+res}^{(i)}}{R_i} \rceil) \quad (40)$$

5 パス設定アルゴリズムの提案

4章で述べたスーパーフレーム長の理論的下限值は、それぞれのフレームで送受信装置を無駄なく割り当てられた場合に達成可能値である。しかしながら実際のパス設定は、1フレーム毎にスロットの割り当てを行うため、必ずしも理論的下限値を達成できるとは限らない。したがって、下限値にできるだけ近いスーパーフレーム長を達成できるパス設定アルゴリズムが必要である。ここでいうパス設定アルゴリズムは、設定すべきパスの順序を決定することである。本報告では2つのパス設定アルゴリズムを提案する。まず、距離が長いパスを優先的に決定するアルゴリズム A1、次に負荷が高いリンクや送受信装置を利用するパスを先に決定していくアルゴリズム A2 である。

5.1 パス長優先アルゴリズム（アルゴリズム A1）

基本的なアルゴリズムとして、距離が長いパスから順に、送受信装置 / スロットの割り当てを試みるアルゴリズム A1 をまず考える。これは単純なアルゴリズムであり、リンクやノードに与えられる負荷は考慮していない。

本アルゴリズムでは、ノード 0 から $N - 1$ の順に、そのノードを送信元とする最長距離 $\lfloor \frac{N}{2} \rfloor$ のパスへの送受信装置 / スロットの割り当てを試みる。この時、時計回りに設定するパスと反時計回りに設定するパスを交互に探索していく。次に、ノード 0 から $N - 1$ の順に、そのノードを送信元とする距離 $\lfloor \frac{N}{2} \rfloor - 1$ のパスへの送受信装置 / スロットの割り当てを試みる。このように、距離が長いパス設定を優先して送受信装置 / スロットの割り当てを行う。

アルゴリズム中、パス設定を試みる際、パス (i, s) を例にすると、 $c^{(i,s)} \geq 1$ であれば、パスを設定するために必要な送受信装置 / スロットの探索を行う。その結果、パス設定できる状態ならば設定する。スロットの探索順序は常に一定で、利用できるスロットを発見次第、そのスロットを割り当てる。また、パス設定できれば、 $c^{(i,s)} = c^{(i,s)} - 1$ とする。

5.2 負荷優先アルゴリズム (アルゴリズム A2)

アルゴリズム A2 は、要求される頻度が高いリンクや送受信装置を利用するパスを優先的に設定するアルゴリズムである。まず、それぞれのノード間のパスに必要なスロット数や送受信装置数の重みを与えた重みつきトラヒックマトリクス $C_W = \{w^{(i,s)}\}$ を次のように定義する。パス (i, s) が時計回りに設定される場合は、

$$w^{(i,s)} = \left\lceil \frac{\sum_{k=i}^{i+s-1} n_R^{(k)}}{K} \right\rceil + \left\lceil \frac{s_p^{(i)}}{T_i} \right\rceil + \left\lceil \frac{r_p^{(i+s)}}{R_{i+s}} \right\rceil$$

とし、パス (i, s) が反時計回りに設定される場合は、

$$w^{(i,s)} = \left\lceil \frac{\sum_{k=i+s}^{i+N-1} n_L^{(k)}}{K} \right\rceil + \left\lceil \frac{s_p^{(i)}}{T_i} \right\rceil + \left\lceil \frac{r_p^{(i+s)}}{R_{i+s}} \right\rceil$$

とする。また、 $c^{(i,s)} = 0$ の場合は、

$$w^{(i,s)} = 0$$

とする。このように定義した C_W の要素の最大のものからパスを設定できるか調べていく。1 フレーム分のパスを設定する度に、トラヒック要求マトリクス C の状態を C_W に反映させる。

6 比較評価

本章では、リングネットワークに対して、全トラヒックを収容するために必要なフレーム数であるスーパーフレーム長を算出し、それらの比較評価を行う。ここではノード数を $N = 32$ 、送受信装置を $T = 2$, $R = 2$ とし、比較を行うために以下のトラヒック要求マトリックスを考える。

C_1 : トラヒック要求が均一なマトリックス

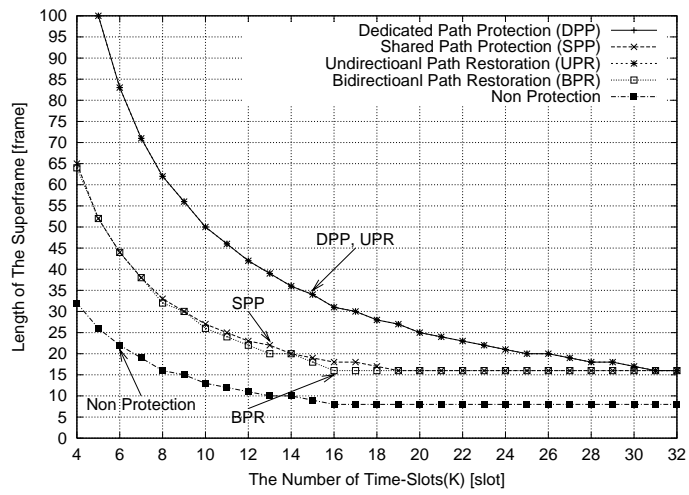
C_2 : 時計回りのパス設定を行った場合に最短経路となるようなトラヒック要求が、反時計回りのパス設定を行った場合に最短経路となるようなトラヒック要求の2倍あるマトリックス

C_3 : 各要素についてトラヒック要求が0から4までの整数比でランダムに与えられた不均一なマトリックス

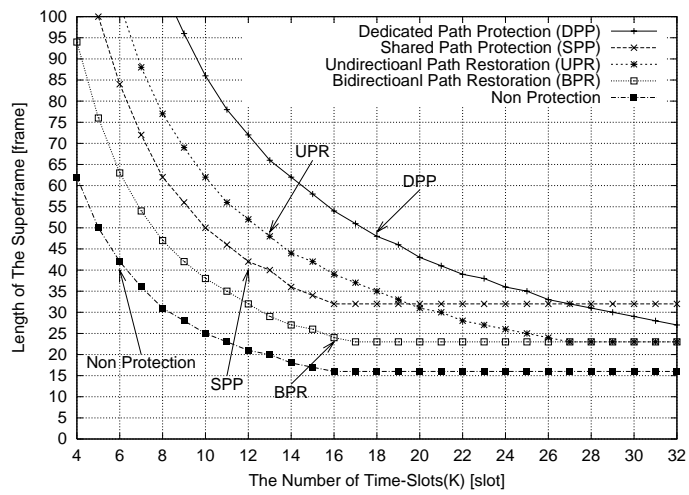
6.1 理論的下限值による各設計方式の比較評価

本節では、4章で導出した各設計手法におけるスーパーフレーム長の理論的下限值による比較評価を行う。また、比較の対象として耐故障性を考慮しない場合の理論的下限値を併せて示す [16]。以下、単一方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式を UDPP (Unidirectional Dedicated Path Protection) 方式、双方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式を BDPP (Bidirectional Dedicated Path Protection) 方式、共有パスプロテクション方式を SPP (Shared Path Protection) 方式、単一方向に現用パスを設定するパスリストラクション方式を UPR (Unidirectional Path Restoration) 方式、双方向に現用パスを設定するパスリストラクション方式を BPR (Bidirectional Path Restoration) 方式と呼ぶ。UDPP 方式と BDPP 方式については、5章で示したように、設定パスの集合が等しくなるため、スーパーフレーム長も等しくなる。よって、それらは専有パスプロテクション方式、DPP (Dedicated Path Protection) 方式と呼び、同一手法として評価を行う。

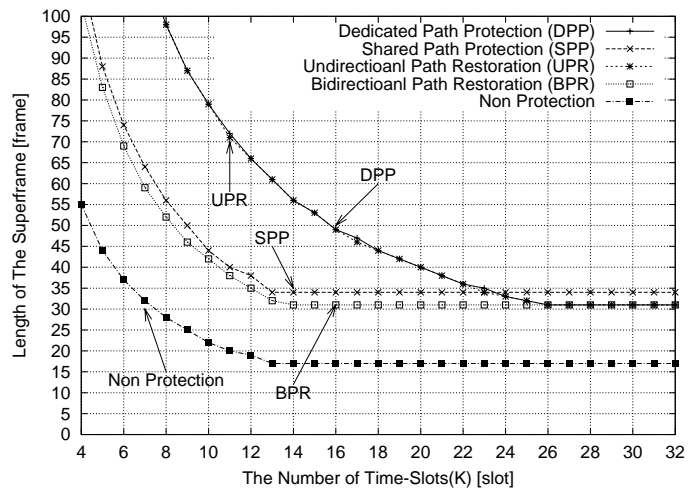
まず、トラヒック要求マトリックス C_1 を与えた場合の、スーパーフレーム長の理論的下限値を図 8(a) に示す。 C_1 は均一なトラヒック要求を持つマトリックスなので、時計回りの



(a) C_1 を用いた結果



(b) C_2 を用いた結果



(c) C_3 を用いた結果

図 8: 各方式ごとのスーパーフレーム長の理論的下限値の比較

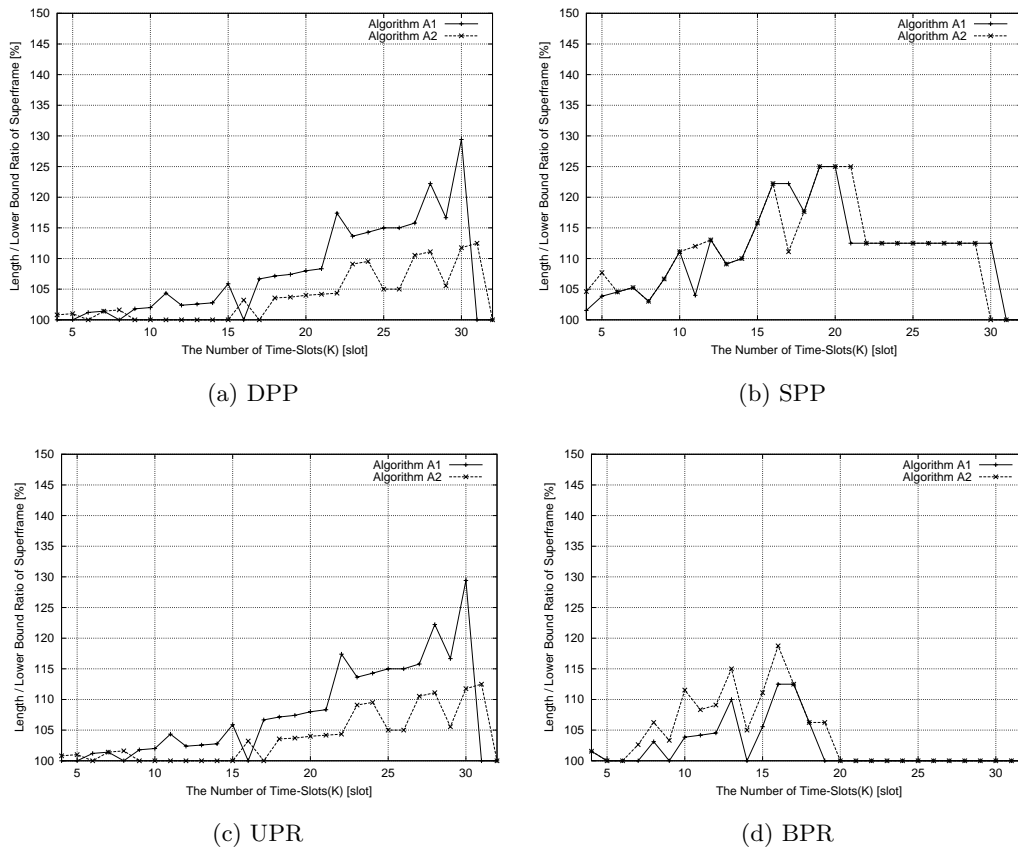


図 9: トラヒック要求マトリクス C_1 を適用した場合

パス設定が最短経路となるトラヒック要求と反時計回りのパス設定が最短経路となるトラヒック要求は同じ大きさとなる。よって、DPP 方式と UPR 方式のスーパーフレーム長は等しくなる。また、SPP 方式と BPR 方式は耐故障性を考慮しない場合と比べて双方とも約 2 倍程度のスーパーフレーム長となっている。このことから、トラヒック要求が均一である場合には SPP 方式および BPR 方式が効果的な設計手法であることが分かり、故障検知を行う必要のあるノードが故障リンクの両端に位置するものだけであること考慮すると、SPP 方式がさらに有効な手法であることと言える。

次に、トラヒック要求マトリクス C_2 を与えた場合の、スーパーフレーム長の理論的下限値を図 8(b) に示す。ここでは、DPP 方式のスーパーフレーム長は UPR 方式に比べ、大きくなっている。これは、反時計回りのパス設定を行った場合に最短経路となるようなトラ

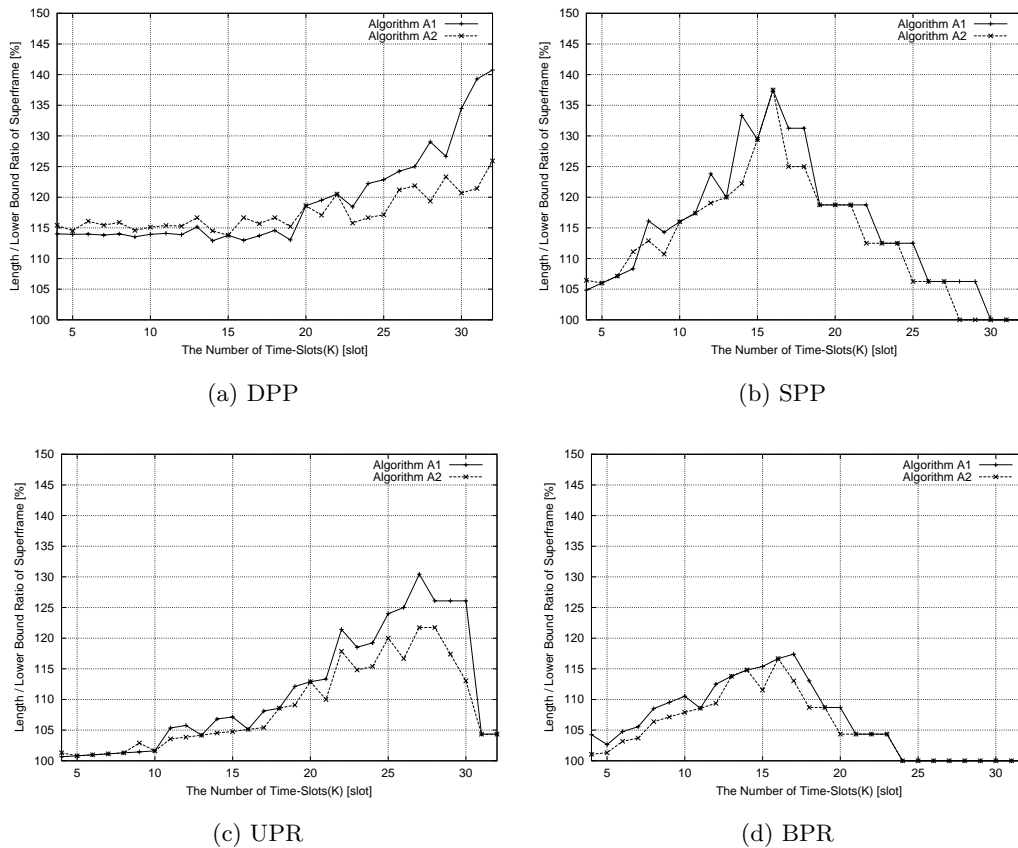


図 10: トラヒック要求マトリックス C_2 を適用した場合

ヒック要求が、時計回りのパス設定を行った場合に最短経路となるようなトラヒック要求より大きいために、DPP 方式における予備パスの負荷が高くなるためである。また、マトリックス C_2 が与えるトラヒック要求は偏りが大きいために効率的なパス設定が困難となり、全体的にスーパーフレーム長は増大する傾向にある。よって、スーパーフレーム長の 50% を予備パス用に空けておく SPP 方式はマトリックス C_1 を適用した場合と比較して、スーパーフレーム長がやや大きくなる。それに対して、BPR 方式は耐故障性を考慮しない場合と比べて 1.5 倍程度のスーパーフレーム長となっている。このことから、耐故障処理の手法としては各リンクの切断時を想定して予備パスを設定する UPR 方式および BPR 方式が有効であり、双方向にパスを設定する BPR 方式は特に効果的であると言える。

続いて、トラヒック要求マトリックス C_3 を与えた場合の、スーパーフレーム長の理論的

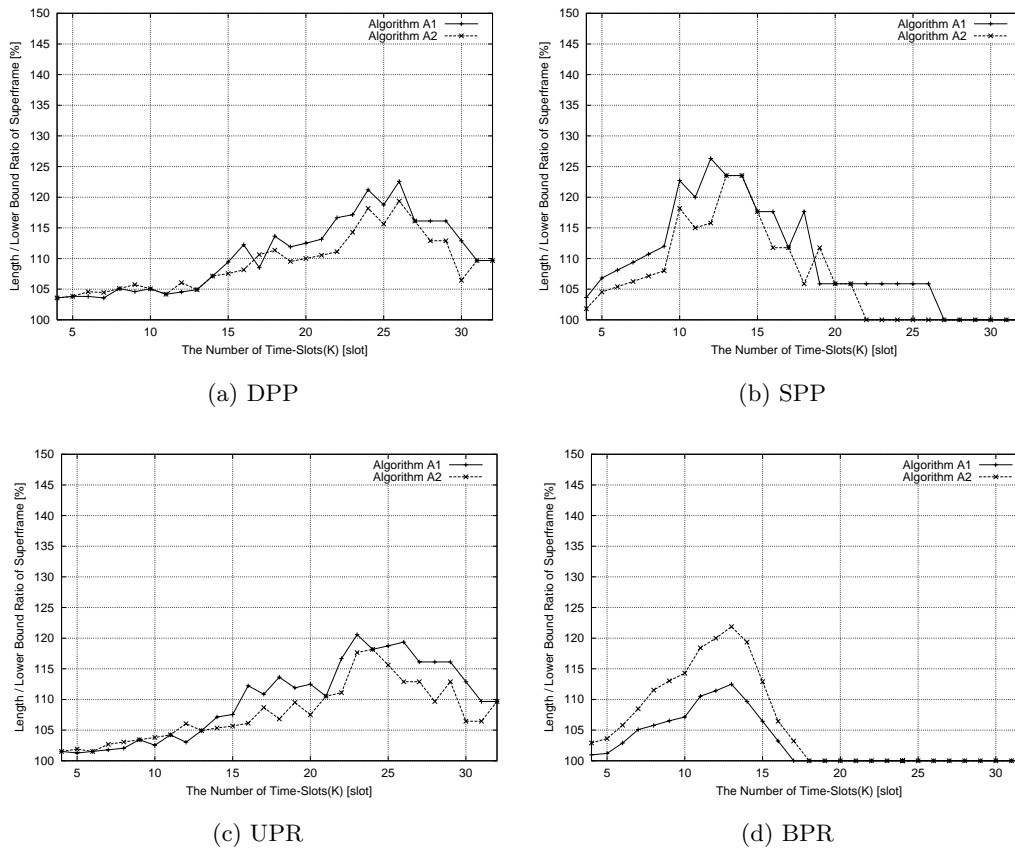


図 11: トラフィック要求マトリクス C_3 を適用した場合

下限値を図 8(c) に示す。 C_3 は不均一なトラフィック要求をもつため、UPR 方式のスーパーフレーム長は DPP 方式のスーパーフレーム長を下回る箇所があることが分かる。しかし、ほとんどの領域において DPP 方式、UPR 方式のスーパーフレーム長は等しくなっている。これは、トラフィック要求マトリクス C_3 は、要素としてランダムな数値を与えたものであるため、時計回りまたは反時計回りにパス設定を行うことにより、有利に働くような偏りはほとんど存在しないためである。SPP 方式は 1 フレームあたりのスロット数が比較的少ないときには、小さいスーパーフレーム長でトラフィックを収容することができるが、スロット数が増えると予備パス用のフレームの確保による無駄が生じるため、他の手法と比べてスーパーフレーム長が大きくなっている。また、BPR 方式はこの場合においても小さいスーパーフレーム長でトラフィックを収容できることを示している。

以上の結果より、ノード間のトラヒック要求が比較的均一である場合には SPP 方式および BPR 方式が有効な手法であり、ノード間のトラヒック要求に偏りがある場合には SPP 方式が有効な手法であると言える。

6.2 パス設定アルゴリズムの評価

次に、5章で提案した2つのパス設定アルゴリズムを適用して得られるスーパーフレーム長と理論的下限値を比較し、提案アルゴリズムの評価を行う。トラヒック要求マトリックス C_1, C_2, C_3 を与えて、アルゴリズム A1、およびアルゴリズム A2 を適用して得られたスーパーフレーム長の理論的下限値に対する割合をそれぞれ図 9, 10, 11 に示す。BPR 方式を除く各方式において全体的にアルゴリズム A2 の方が小さいスーパーフレーム長でトラヒックを収容できており、効果的なアルゴリズムであることが分かる。BPR 方式においてアルゴリズム A1 が有効であるのは以下の理由による。BPR 方式は各リンク切断時を想定して予備パスの設定を行うために、非常に負荷の偏ったスケジューリングとなり、アルゴリズム A2 のようにトラヒック負荷を優先するアルゴリズムではスロットの無駄が逆に生じてしまうからである。しかしながら、他の方式と比べて BPR 方式は理論的下限値に近いスーパーフレーム長でトラヒックを収容できていることが分かる。また、DPP 方式および URP 方式のような単一方向に全ての現用パスを設定するような方式においては、1 フレーム内のスロット数、すなわち光圧縮率を増加させても送受信装置数の制約のために、理論的下限値に比べてスーパーフレーム長はやや大きくなる。よって、パス設定アルゴリズム適用の際にも、BPR 方式がもっとも理論的下限値に近いスーパーフレーム長でトラヒックを収容することができることが明らかとなった。

7 おわりに

本報告では、次世代における高速光ネットワーク実現のために注目されている光圧縮 TDM 方式技術を用いたリング型バックボーンネットワークを対象に、その耐故障性を考慮したネットワーク設計手法を提案した。これらの設計手法を用いることによりリンク切断時においても要求された通信を行うことができる。しかし、全トラヒックを収容するために必要なスーパーフレーム長や、故障の発生した場合にその故障を知らせるべきノードの数など、実装面で必要な制約条件が異なる。本報告では、それらを考慮して各設計手法の比較評価を行った。

まず、設計方式として単一方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式、双方向に現用パスを設定する専有パスプロテクション方式、共有パスプロテクション方式、単一方向に現用パスを設定するパスリストラクション方式、双方向に現用パスを設定するパスリストラクション方式を提案した。次に前述の設計手法を用いたリングネットワークを想定して、全トラヒックを収容するために必要なフレーム数であるスーパーフレーム長の理論的下限値を導出した。続いて、パス設定アルゴリズムを提案し、具体的な数値例を与えてスーパーフレーム長を算出し、それらと理論的下限值により各手法の比較評価を行った。

その結果、提案した設計手法のうち、双方向に現用パスを設定するパスリストラクション方式が最も小さいスーパーフレーム長で全トラヒックを収容することができ、また共有パスプロテクション方式も比較的小さいスーパーフレーム長を実現した。このことから、共有パスプロテクション方式は比較的容易な手法で故障回避が可能であることを考慮すると、有効なパス設計手法の一つであることを分かった。パス設定アルゴリズムについては、全体的に負荷優先アルゴリズムが良好な結果を示すことが分かった。しかし、双方向に現用パスを設定するパスリストラクション方式を用いたリングネットワークについては、パス長優先アルゴリズムが効果的であることを明らかになった。

今後の課題として、送受信装置が双方向のファイバに対してどちらにでも送受信可能とする場合について考える必要がある。また、光圧縮技術を複数の波長に対して適用することにより実現する光圧縮 TDM/WDM 方式についても検討する必要がある。

謝辞

本報告を終えるにあたり、御指導、御教授を頂いた村田正幸教授に深く感謝致します。また、本報告において、終始御指導頂いた大阪大学サイバーメディアセンターの馬場健一助教授に深く感謝致します。並びに適切な助言を頂いた宮原秀夫教授、大阪府立看護大学医療技術短期大学の菅野正嗣助教授、宮原研究室の若宮直紀講師、ならびに大阪大学サイバーメディアセンターの大崎博之助手、長谷川剛助手、大阪市立大学の阿多信吾助手、大阪大学大学院経済学研究科の荒川伸一助手に心から感謝致します。最後に、御協力を頂いた村田研究室および宮原研究室の皆様にお礼申し上げます。

参考文献

- [1] *Proceeding of the SPIE Conference on All-Optical Networking 1999: Architecture, Control, and Management Issues*, September 1999.
- [2] Special issue on “WDM fiber optic communications”, *IEEE Communications Magazine*, vol. 36, no. 12, December 1998.
- [3] A. Hasegawa and H. Toda, “A feasible all optical soliton based inter-LAN link using time division multiplexing,” *IEICE Transactions on Communications*, vol. E81-B, pp. 1681–1686, August 1998.
- [4] N. S. Patel, K. L. Hall, and K. A. Rauschenbach, “Optical rate conversion for high-speed TDM networks,” *IEEE Photonics Technology Letters*, vol. 9, no. 9, pp. 1277–1279, September 1997.
- [5] B. Y. Yu, P. Toliver, R. J. Runser, K. L. Deng, D. Zhou, I. Glesk, and P. R. Prucnal, “Packet-switched optical networks,” *IEEE Micro*, vol. 18, no. 1, pp. 28–38, January-February 1998.
- [6] X. Zhang and C. Qiao, “On scheduling all-to-all connections and cost-effective designs in WDM rings,” *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 7, no. 3, pp. 435–445, June 1999.
- [7] J. Manchester, P. Bonenfant, and C. Newton, “The evolution of transport network survivability,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 37, no. 8, pp. 41–51, August 1999.
- [8] S. Ramamurthy and B. Mukjerjee, “Survivable WDM mesh networks, part I – protection,” in *Proceedings of IEEE Infocom’99*, pp. 744–751, April 1999.

- [9] K. L. Deng, K. I. Kang, I. Glesk, P. R. Prucnal, and S. Shin, "Optical packet compressor for ultra-fast packet-switched optical networks," *Electronics Letters*, vol. 33, no. 14, pp. 1237–1239, July 1997.
- [10] H. Toda, F. Nakada, M. Suzuki, and A. Hasegawa, "An optical packet compressor using a fiber loop for a feasible all optical TDM network," in *Proceedings of 25th European Conference on Optical Communication (ECOC'99)*, vol. Tu C3.7, September 1999.
- [11] A. Hasegawa and H. Toda, "An optical packet compressor for a feasible all optical inter-LAN TDM network," in *Proceedings of Broadband Access and Technology, European Conference on Networks and Optical Communications (NOC'99)* (D. W. Faulkner and A. L. Harmer, eds.), pp. 233–238, IOS press, June 1999.
- [12] G. H. Sasaki and O. Gerstel, "Minimal cost WDM SONET rings that guarantee no blocking," *Optical Networks Magazine*, vol. 1, no. 4, pp. 51–57, October 2000.
- [13] O. Gerstel, P. Lin, and G. Sasaki, "Combined WDM and SONET network design," in *Proceedings of IEEE Infocom'99*, pp. 734–743, April 1999.
- [14] 中川ヒロミ, "次世代通信網のキーワード「SONET」とは," *日経コミュニケーション*, pp. 123–129, May 1999.
- [15] K. Gokyu, K. Baba, and M. Murata, "Path accommodation methods for unidirectional rings with optical compression TDM," *IEICE Transactions on Communications*, vol. E83-B, pp. 2294–2303, October 2000.
- [16] K. Gokyu, K. Baba, and M. Murata, "On path accommodation methods for optical compression TDM ring," in *Proceedings of Workshop on Optical Networks 2000 (CD-ROM)*, January 2000.