

# 論文

## 大規模高速バースト多重伝送システムにおけるバーチャルパスの適応経路制御

正員 葉玉 寿弥<sup>†</sup> 正員 太田 聰<sup>†</sup>

Routing Control of Virtual Paths in Large-Scale ATM-Based Transport Network

Hisaya HADAMA<sup>†</sup> and Satoru OHTA<sup>†</sup>, Members

あらまし ATM 技術に基づく高速バースト多重伝送システムにおいて、バーチャルパスの適応経路制御は障害に対する信頼性確保とトラヒック変動への柔軟な対応を可能とする。適応経路制御の実現に当ってはバーチャルパスの経路を実時間的に探索する技術が必要である。しかし、伝送路網が大規模な場合このような経路探索は処理の増加によって非常に困難となる。この処理の低減方法として、網をいくつかの部分に分け、これらを複数のプロセッサにより制御する分割制御がある。分割制御の処理の複雑さは経路探索のアルゴリズムだけでなく、網の分割法、バーチャルパスの管理法にも左右される。本論文では、プロセッサ間の通信によって処理が複雑化することから、可能な限りプロセッサ間通信を低減できる網の分割法とそれに対応した制御法を検討する。また、分割制御の処理低減に有効なバーチャルパスグループの概念を導入する。更に、これらによる処理低減の効果を定量評価する。最後に、処理量とトレードオフの関係にある設定可能なバーチャルパスの減少の程度を調べ、その網形態に対する依存性と提案方法の適用域を示す。

### 1. まえがき

画像、音声、データ等の多種多様な情報を効率良く伝達する通信網の研究が盛んである。ATM (Asynchronous Transfer Mode) 技術は、このような通信網の実現上有効な技術である<sup>(1),(2)</sup>。ATM 技術では、情報を一定ビット長のセルと呼ばれる情報転送単位により伝送する。通信中の端末間には、呼設定時にバーチャルサーキットが設定され、その経路に沿ってセルは転送される。ATM 技術に基づく伝送路網システムとして高速バースト多重伝送システムの検討が行われている<sup>(3),(4)</sup>。

高速バースト多重伝送システムの構築上有用な技術として、バーチャルパスの概念が提案されている<sup>(5)</sup>。バーチャルパスは伝送路網中で二つのノード間に設定された論理的な直通リンクであり、複数のバーチャルサーキットを収容する。バーチャルパス概念の利点としては、バーチャルパスの通過ノードで呼処理が低減さ

れることと、バーチャルパスを用いた網制御によって高度な機能の実現が可能となることがある<sup>(6)</sup>。

高速バースト多重伝送システムにおいて、障害が発生して通信が途絶えたとき速やかに通信を回復する機能を備えることは、信頼性の高い伝送路網を構築する上で重要である。この機能を実現する方法として、障害により切断されたバーチャルパスの経路を変更し、障害箇所をう回することで通信を回復する経路制御の手法がある。本方法では、障害箇所をう回する経路を予想される障害に備えてあらかじめ求めておくか、障害発生後に障害の状況に対し適応的に探索する必要がある。後者は前者に比べ予測不能な障害にも対応できるという点でより優れている。また、このような適応的な経路制御技術により、障害の救済だけでなく、予想困難なトラヒック変動に対し経路の変更または新設によって柔軟に対応することも可能となり得る。

このようにバーチャルパスの適応経路制御は高速バースト多重伝送システムの構築上重要な技術である。その実現のためには、新たな経路の探索ができるだけ高速に行う技術の確立が必要である。特に大規模な通信網ほど経路探索を要する処理量は増加し<sup>(7)</sup>、障害救

† NTT 伝送システム研究所、横須賀市  
NTT Transmission Systems Laboratories, Yokosuka-shi, 238-03  
Japan

済の観点から満足できる速度で経路を探索することは非常に困難となる。この問題を解決するには、網をいくつかの部分網に分け、複数のプロセッサで経路探索を行う分割制御が有効である。処理速度の点で効率良い分割制御法を実現するには、経路探索のアルゴリズムの検討だけでなく、網の分割法、網構成法、バーチャルパスの管理方法を含めた検討が必要となる。

本論文では、分割制御により単純で高速な経路探索を行うには部分網間での通信をできるだけ少なくすることが有効と考え、この点で最良の網の分割法と網構成を明らかにし、これに対応した制御法を示す。また、バーチャルパスの経路の管理を容易化し、処理を削減するのに有効なバーチャルパスグループの概念を導入する。最後に提案した制御法とバーチャルパスグループの適用による処理低減の効果を定量評価し、設定可能なバーチャルパス数の減少とのトレードオフと提案手法の有効な範囲を明らかにする。なお、本論文の内容はATM技術に基づく伝送路網への適用を目的としているが、問題の性質上STM(Synchronous Transfer Mode)に基づく伝送路網のディジタルパスの適応経路制御にも適用可能なものである。

## 2. バーチャルパス概念

本章ではバーチャルパス(以下、VPと表記する)の概念について説明し、その適応経路制御の課題を整理する。VPは伝送路網において二つのノード間に設定された直通リンクである。この直通リンクは伝送路網中で一意に決められた経路をもち、複数のバーチャルサーキットを収容することができる。また、VPには容量が定義されており、その中に収容されるバーチャルサーキットの帯域幅の和に対し上限を与える。伝送路網内に設定されたVPの様子を図1に示す。

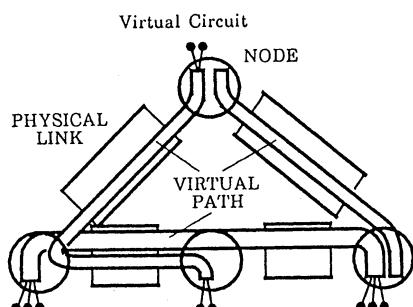


図1 伝送路網に設定されたバーチャルパス  
Fig. 1 Virtual paths in a transport network.

セルが属しているVPは、セルにヘッダの一部として付与されたバーチャルパス識別子により認識できる。VPが通過しているノードではセルの転送先を呼と無関係に本識別子から判断できる。また、呼に対して帯域幅を確保し、ふくそうを防ぐ呼の接続可否判断は、VPの容量を基準にして実行できるので、VPを終端しているノードのみで行うことができる。このようにしてVP概念の利用によりVPの通過ノードでは呼処理を不要とすることができる。

VP概念に基づく伝送路網では、VPの経路を制御することによりセルの転送経路を自由に制御できる。このようなVPの経路制御により、障害の発生時にセルの転送経路を変更し、被障害通信を救済することが可能となる。このとき、障害箇所をう回する新たなVPの経路を、障害の状況に対応して適応的に求めることで予測できない障害にも柔軟に対処することができる。

VPの適応的経路制御の実現に当っては、経路の探索法の確立が重要課題となる。障害の救済という観点からは、できるだけ速やかに経路を探索できることが必要である。また、これを実行するに必要なプロセッサ能力は低い方が装置コストの点で望ましい。一方、探索される経路は、設定可能なVP容量の和ができるだけ多くなるようなものであることが必要である。これは障害発生時に救済する通信を最大化するという点で重要であると共に、このような「良い経路」が探索されるならば、伝送路中に予備として確保する容量を低減でき、網の経済性の点でも好ましい。

VPの設定要求と、伝送路の空き容量が与えられたとき、設定可能なVPの容量の和を最大化する経路を求める問題は多くの変数を含む組合せ最適化問題となる<sup>(7)</sup>。従って厳密解を高速に求める算法は存在しないと思われる。そこで、近似解を比較的高速に求める発見的な経路探索アルゴリズムが必要となる。この例を付録1に示す。しかし、このような近似解法を用いても、探索に要する処理はVPの数と網の規模の増大と共に増加する。この結果、網内のノード数が数百以上となるような網規模では、障害に対し実時間的に新しい経路を探索することは非常に困難となる。

## 3. 網の分割方法とその制御

大規模な通信網の制御において、制御装置の負荷を軽減する方法として、網をいくつかの小規模な部分網に分割し、各部分網ごとにそれを制御する装置を設置する方法は一般的である<sup>(8),(9)</sup>。VPの適応経路制御に

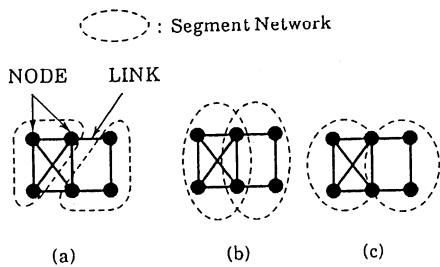


図 2 網の分割方法  
Fig. 2 Method of segmenting networks.

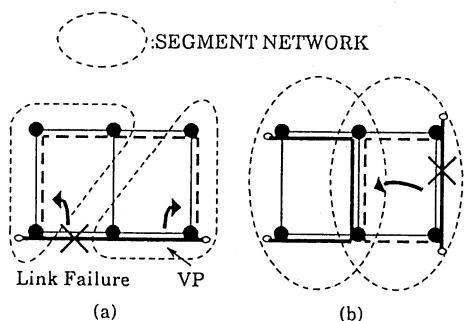


図 3 経路制御に情報授受を伴う分割方法  
Fig. 3 VP route control with information transfer between segment networks.

おいても同様の手法を適用できる。このとき、経路探索のアルゴリズム、および処理の複雑さは網の分割方法に大きく左右される。

網の分割方法には、各部分網に対する伝送路およびノードの帰属の様子によって、次の方法が考えられる。

(a) 図 2(a)のように、ノードがいすれか一つだけの部分網に属し、部分網間の伝送路はいすれの部分網にも属さないような分割法<sup>(9)</sup>

(b) 図 2(b)に示すように伝送路とノードの一部が複数の部分網に帰属するような分割法<sup>(10)</sup>

(c) 図 2(c)に示すように伝送路がいすれか一つだけの部分網に属し、部分網同士は特定のノードを境界として接するような分割法

これらの方法の中で(a)および(b)では障害発生時の経路変更に当り、二つの制御装置が互いに情報をやりとりしながら、同時に処理を行う必要がある。例えば、(a)で部分網間の伝送路に障害が発生すると、そこを通るVPの経路設定を二つの部分網で同時に変更(図3(a))する必要がある。この新経路を探索するには一方の部分網の情報だけでは不十分であるから制御装置間の通信が必須である。また、(b)ではVPの経

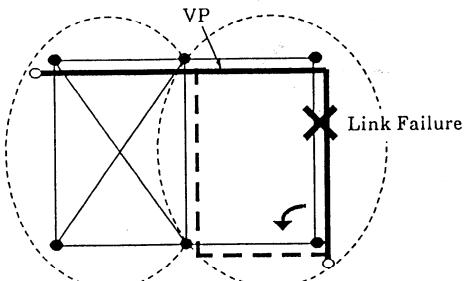


図 4 部分網に閉じた経路制御が可能な分割方法  
Fig. 4 VP route control without information transfer between segment networks.

路変更先として二つの部分網に共通な伝送路を使う場合、他方の部分網の経路変更で空き容量が既に使われていることがあり得る(図3(b))ので容量の余裕の有無について他方の部分網に問い合わせる必要がある。

このような部分網間での情報の授受は、通信のための制御装置の負荷増大と、処理途中の通信による処理時間の増大を招く。従って、分割法(a), (b)は迅速な経路の探索が要求される障害発生時の経路変更の観点からやや問題があり、情報の授受をより少なくできる分割法があれば好ましい。

一方、分割法(c)では、障害発生時の経路変更において、部分網間での情報の授受を行うことなく完全に部分網内に閉じた制御が可能となる。本方法で、部分網の連結度が十分大ならば、伝送路に障害が発生しても部分網は依然として連結であり、かつ他の部分網と共に用する伝送路もないで、その中だけに閉じてう回経路を発見できる。このとき、VPの始点または終点が他の部分網内にあるときは、部分網間の境界にあるノードをVPの始点または終点と考えて経路探索を行うことにより他の部分網と無関係に接続性を回復できる。この様子を図4に示す。

このように、分割法(c)は部分網に閉じた制御を可能とするので、障害発生時の処理簡単化の点からは最も好ましい。一方、本制御法により部分網内に閉じた制御を行う場合、他の分割法および部分網間の情報授受を許容する制御法と比し、次の欠点があると考えられる。

(1) 部分網の形態に対し連結度の点で制約がある。

(2) 経路探索範囲が一つの部分網内に制限されるので、他の方法に比し経路変更により再設定可能な

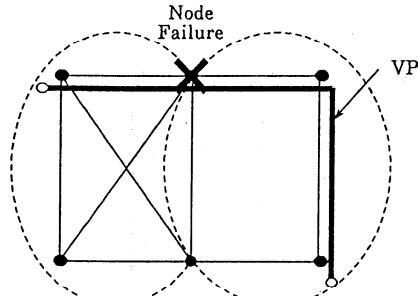


図 5 二つの部分網に属するノードの障害  
Fig. 5 Failure on node which belongs to two segment networks.

VP 数は減少し得る。

(3) 図 5 に示すようにノードの障害、特に二つの部分網に同時に属しているノードの障害では部分網に閉じた制御では回復不可能な VP が発生する。

これらの中で(2)については 5. でその影響を評価する。(3)のような状況はノード装置に予備切換機能を設け、装置の信頼性を高めることで発生確率を低く抑えることが可能である。しかし、万一このような障害が発生した場合は部分網に閉じた制御ではなく、複数の部分網がかかり合うような制御が必要になる。また、新たに VP を設定する必要がある場合も同様である。以下では、このような場合においても制御を簡単化し得る方法について、網構成の観点から更に考察する。

分割法(c)による網構成は、部分網間の接続関係から更に次の二つに分類できる。

(i) ハイアラーキカルな構成(図 6(a))：部分網のうち一つが上位網として他のすべての部分網（下位網）と接している構成

(ii) ノンハイアラーキカルな構成(図 6(b))：ハイアラーキカルな構成の条件を満たさないもの

なお、ハイアラーキカルな構成では上位網を更にハイアラーキカルな構成としていくことで 3 階位、4 階位、…の網構成とすることができる。

ノンハイアラーキカルな構成において、異なる部分網間にわたる経路の探索を行う場合、まず VP の通過する部分網の選択が必要となる。例えば図 6(b)の部分網 A から部分網 D に至る VP の経路には、図中に波線で示したように部分網 B を通るものも、部分網 C を通るものも、部分網 E, F を通るものもあり得る。経路の探索に当ってはこれらの様々な可能性の中から最良のものを選択することが必要となる。しかし、これを

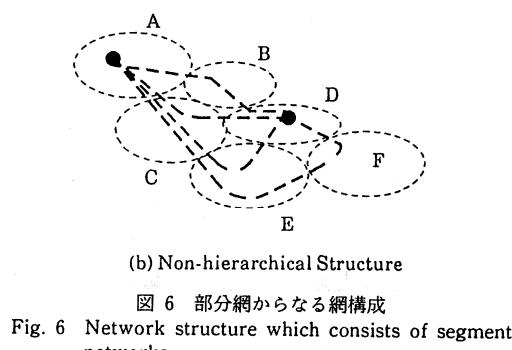
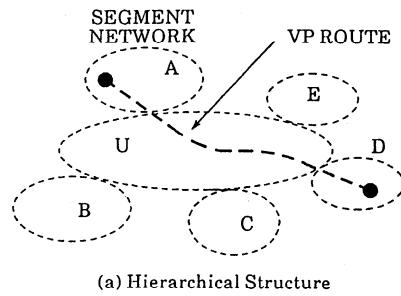


図 6 部分網からなる網構成  
Fig. 6 Network structure which consists of segment networks.

実行することは経路探索に要する処理を増加させる。

一方、ハイアラーキカルな構成においては、異なる部分網間にわたる VP の経路探索は極めて容易である。本構成では、どの部分網間に設定される VP でも、始点の属する部分網、上位網、終点の属する部分網、の順で通過する経路により設定可能である。従って、ノンハイアラーキカルな構成で不可欠な通過部分網の選択処理が不要となり、経路探索処理は非常に単純になる。

以上の考察からわかるように、経路探索の簡便化という観点では、分割法は図 2(c)に示すような方法とし、部分網間の接続関係はハイアラーキカルな構成とすることが望ましい。このような網の分割法および構成法によって、障害に対する経路探索は原則として部分網内に閉じて行うことができ、それが不可能な場合においても比較的単純な処理によって実行できる。

#### 4. バーチャルパスグループ

伝送路障害の発生時に、VP のう回経路を探索するのに要する処理時間は、網内のノード数だけでなく伝送路中に収容されている VP の数にも依存する。一般にノード数の多い大規模な網になるほど設定されている VP の数も多いことが予想されるので、分割制御のみで処理が十分に低減されるとは言えない。

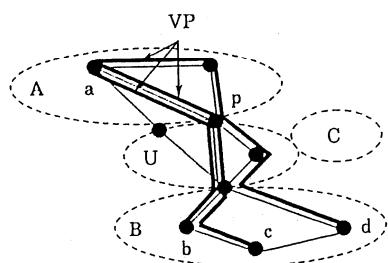


図 7 ハイアラーキカルな網に設定された VP  
Fig. 7 Virtual paths in hierarchical network.

一方、3. で述べたような分割制御を行う場合、部分網の一つに着目すると、同一のノードの間に多くの VP が設定されるような状況が起こり得ることがわかる。例として図 7 の場合、部分網 A 内のノード a から部分網 B 内のノード b, c, d, … に至る VP はいずれも部分網 A と上位網 U との間の境界ノード p を通っている。従って、これらの VP はいずれも部分網 A の中ではノード a と b の間に張られている。これらの VP が常に同一の経路で設定されるようにすれば経路探索を要する手間は軽減されると思われる。このような経路の管理を行うため、バーチャルパスグループの概念を導入する。

バーチャルパスグループ（以下、VPG と記す）は、分割制御された網において、部分網内で終端される論理的なリンクであって、このリンクには複数の VP を収容できる。VPG は部分網内で一意に決められた経路をもつと共に、収容する VP の容量の和に対して上限となる容量が定義されている。図 7 に示したような部分網内で同一のノード間に設定された複数の VP は、これらのノード間に設定された VPG に収容することができる。

VPG を設定した部分網では経路探索を VPG ごとに行うことによって経路制御が可能となる。これによって 1 回の経路探索で複数の VP について経路が決定されるので、VP 1 本ごとに探索を行う場合に比し処理が軽減される。そのときの制御は次のようになる。

(1) 障害の場合 被障害 VPG 対する新経路を部分網内で探索する。探索には付録 1 の方法を利用できる。

(2) VP 新設の場合 付録 2. に示す方法により設定する。

VPG を用いて経路制御を行った場合の欠点と考えられることに、VP を単位とする制御に比べ大東での

制御となるため、設定可能な VP 数が減少し得るということがある。この減少の程度については次章で検討する。

なお、本方法では障害による経路変更、VP 新設の繰返しにより網の特性が劣化することが考えられる。障害による経路変更に対しては修理後の切り戻しによりこの問題を解決できるが、新設に対しては適当な方法により経路の再配置による特性改善が必要となる。この再配置の問題については今後の検討課題である。

## 5. 評価

網構成が 3. で述べたような分割制御に適した条件を満たす場合について、障害発生時の部分網内に閉じた制御、および VPG の概念による経路管理について評価を行った。評価項目は経路探索に要する処理軽減の程度と、同一の伝送路設備に対する設定可能な VP 数の減少の程度である。

まず、経路探索に要する処理軽減について評価した。前述のように VP の新設と、障害を救済する経路変更とでは処理の手順が異なるが、障害の救済は一度に多くの VP について経路を探索する必要があるのでより処理量が多いと考えられる。そこで、障害の救済処理について処理量の評価を行った。評価は経路探索に要する計算時間を次の手順で求めることで行った。

(1) 1 本の VP (または VPG) の経路探索に要する計算時間の平均値をシミュレーションにより求める。

(2) 伝送路障害の発生時に救済が必要な VP (または VPG) の数の平均値を算出する。

(3) (1) と (2) の結果から障害救済に必要な経路探索の計算時間を推定する。

障害救済のシミュレーションを直接行うことが計算時間の点で困難な場合でもこの方法により短時間で計算時間の見積りができる。なお、シミュレーションに用いた経路探索アルゴリズムは付録 1 の方法である。また、(2) の計算では任意の 2 ノード間に最短経路を通じて 1 本ずつ VP が設定されている状況を仮定した。これによって伝送路に収容される VP 数を求められる。

この推定方法の精度は処理量のけたを明確にできる程度で十分である。上述の(1), (2), (3) の過程のうち、(1) で発生する誤差は、シミュレーションで経路を探索した VP と実際に伝送路に収容されている VP の違いにより発生するが、この影響は要求される

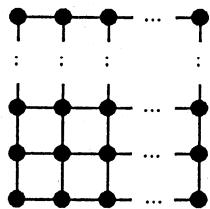
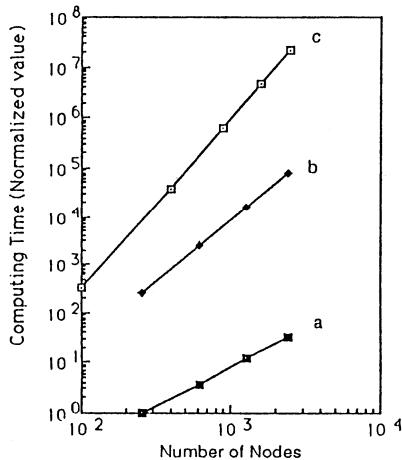


図 8 格子形の網  
Fig. 8 Lattice network.



a : case of segmented network control and the VPG concept, b : case of only segmented network control, c : case without segmented network or the VPG concept.

図 9 経路探索時間のノード数依存性  
Fig. 9 Computing time vs. number of nodes.

精度に対し小さいことを確認している。一方、本モデルの場合、(2)の過程で誤差は発生しない。従って、本推定法の精度は処理量の評価に十分なものである。

最初に、分割制御を行わず、網全体について一つのプロセッサで処理する場合について、網規模と計算時間の関係を求めた。網モデルとしては図8に示す格子形の網を用いた。結果を図9の曲線cに示す。計算時間はほぼノード数の3.5乗に比例して増加している。同図より、ノード数が50のとき計算時間が100(ms)で処理を行うプロセッサを用いたとき、ノード数が2,000になると計算時間は40,000(s)程度に増加することがわかる。

次に、図10に示す各部分網が格子形であるようなハイアラーキカルな網において、以下の場合についてノード数と計算時間の関係を求めた。

(a) 部分網内に閉じた分割制御とVPGの概念を

A,B,C,D: Lower segment network  
U: Higher segment network  
 $l_1, l_2, l_3, l_4$ : Link in a higher segment network

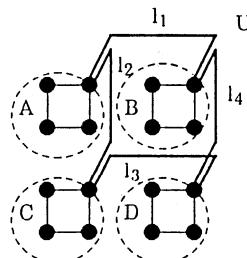


図 10 同形の格子形部分網からなるハイアラーキカルな網

Fig. 10 Hierarchical network which consists of lattice segment networks of the same shape.

#### 用いた場合

##### (b) 部分網内に閉じた分割制御のみの場合

結果を図9の曲線a, bにそれぞれ示す。ノード数が2,000の場合、分割制御を行わない場合(曲線c)と比較すると、分割制御のみによって計算時間は180分の1に減少している。更にVPGを用いた場合、38万分の1に計算時間は減少しており、これらの方法が処理量低減の点で非常に有効であることがわかる。

次に、障害発生時の部分網に閉じた経路探索について、設定可能なVP数、すなわち「経路の良さ」の劣化について調べる。この設定可能VP数の減少は、部分網のトポロジーに大きく依存するものと予想される。すなわち、各部分網が連結度の高い密な形態であれば、新たな経路に対する選択の余地が大きいので、経路探索範囲を制限した影響はあまり現れず、逆に部分網が疎な構成の場合ほど設定可能なVP数が減少するものと思われる。

このようなトポロジーに対する依存性があることを考慮して、図11に示す4種類の網について障害救済のシミュレーションを行った。これらは上位網のトポロジーが異なり、(d), (c), (b), (a)の順で密になっている。これらについて設定可能なVP数を、部分網内に閉じた経路探索の場合と、網全体で探索した場合とで比較した。ここでVP容量を1とし、すべての2ノード間に1本のVPが設定されていると仮定した。また伝送路容量は、未使用の予備容量が全容量の30%になるように設定した。結果を図12に示す。同図において、縦軸は救済されたVP容量の和と、被障害VPの容量の和の比で定義される救済率(Reservation

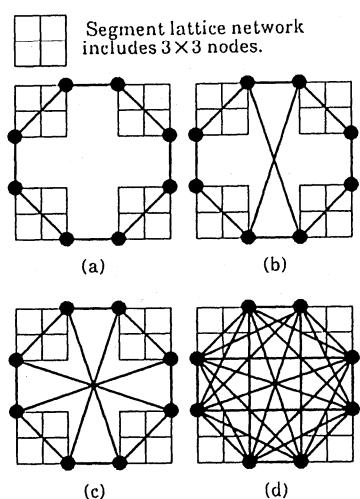


図 11 シミュレーションに用いたハイアラーキカルな網(1)  
Fig. 11 Networks for simulations (1).

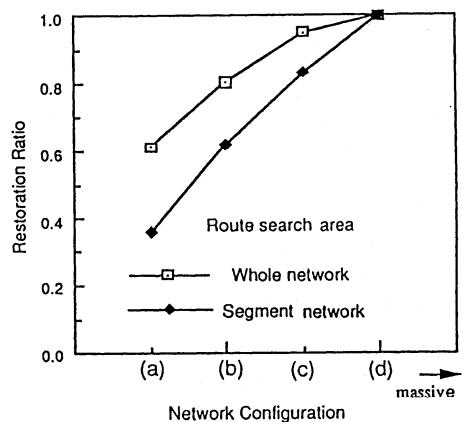


図 12 部分網内に閉じた制御による障害救済率の特性  
Fig. 12 Restoration ratio characteristic when route search area is bounded to a segment network.

Ratio) である。

図 12 に示すように、探索される「経路の良さ」はより密と考えられる網形態ほど向上しており、最も密な構成である(d)の場合、網全体で経路探索する場合とほぼ同じ VP が救済されている。経路の良さを保つのに必要な部分網トポロジーの一般的条件を知るために、更に多くの例題について評価が必要と思われる。しかし、この結果から網が密である場合が本方法の適用域としてより有望であることがわかる。

さて、本方法が有効であるためには、このような救済率の高い網形態においても処理量低減効果のあるこ

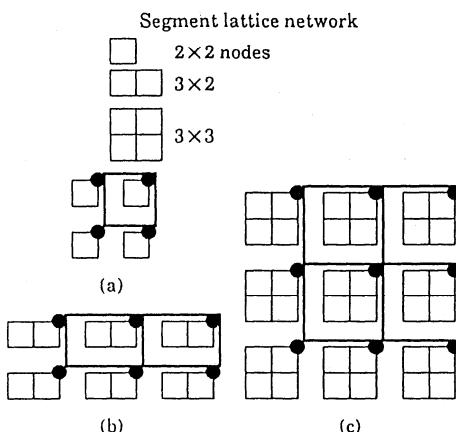


図 13 シミュレーションに用いたハイアラーキカルな網(2)

Fig. 13 Networks for simulations (2).

とが必要である。しかし、シミュレーションにより測定された計算時間の測定値は(a)～(d)でほとんど違ひではなく、処理量はノード数と VP 数のみに依存し、網の形態に影響されないと推測できる。従って、(d)のようによい救済率が得られる密な網の場合でも、提案方法により図 9 とほぼ同様の処理量の軽減が可能である。

一方、VPG の採用による設定可能な VP の減少は、VPG の容量と伝送路の容量の比に依存するところが大であると思われる。すなわち、VPG の容量が比較的小小さく、伝送路に多くの VPG が収容されているならば、十分にきめ細かい経路探索が行われ、「経路の良さ」が損なわれないと予想される。伝送路に収容される VPG の数は一般に部分網内のノード数が大であるほど多くなると思われる。そこで、部分網内のノード数と設定可能な VP の減少の関係を知るため、図 13 に示す網モデルを用い、障害発生時の経路変更のシミュレーションを行った。

条件として、VP 容量は 1 で下位網の全ノード間に 1 本ずつ設定されているものとし、VPG の容量は収容する VP の容量の和とした。また、伝送路容量は未使用容量が全容量の 30 % となるようにした。このとき、上位網で障害が発生したときの VPG ごとの経路探索と、VP ごとの経路探索について救済率を比較した。この結果を図 14 に示す。

図 14 において、部分網のノード数が 9 である(c)の場合、二つの方法にはほとんど差がない。この結果から、部分網内のノード数が数十以上であれば、VPG 単

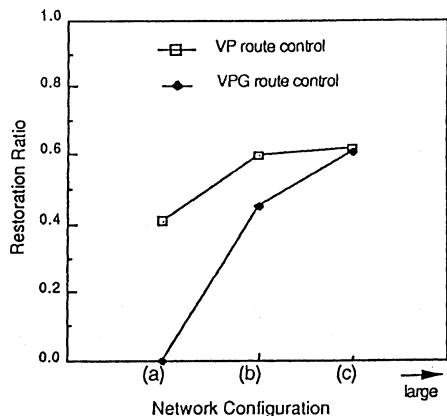


図 14 VPG 概念を用いたときの障害救済率の特性  
Fig. 14 Restoration ratio characteristic when the VPG concept is employed.

位の制御による設定可能な VP の減少はあまり問題にならないことが予想される。

## 6. むすび

本論文ではバーチャルパスの適応経路制御について、大規模な伝送路網において処理を軽減する方法を、網の分割法、網構成法、バーチャルパスの管理法、制御法の観点から検討した。まず、網の分割法について検討し、各部分網が一部のノードを境界として接するように分割する方法が有効なことを示した。また、本方法で部分網間の接続関係がハイアラーキカルとなるような構成が処理の単純化に有効であることを示した。次に、分割制御を行った場合、更に処理を削減するバーチャルパスの管理法として、バーチャルパスグループの概念を導入し、これを用いた制御法を示した。また、これらの提案方法によって処理が大きく低減されることを定量的に明らかにした。一方、本方法による設定可能な VP 数の減少は、網の形態、規模により異なり、部分網が密な構成でノード数が多い場合が本方法の適用域としてより有望なことを明らかにした。

今後の課題として、本方法を適用したときの伝送路網の設計法、最適な部分網の規模および階位数の決定法の解明が挙げられる。

謝辞 日ごろ御指導頂く伝送処理研究部小山部長および鴻沢主幹研究員に感謝致します。

## 文献

- (1) A. Thomas, J. P. Condrense and M. Servel: "Asynchronous time-division technique: an experimental packet network integrating video-communications",

- ISS '84, 32 c-2, (May 1984).
- (2) T. Kanada, K. Sato and T. Tsuboi: "An ATM based transport network architecture", Int. Workshop of Burst/Packetized Multimedia Commun., Osaka, Japan (Nov. 1987).
- (3) I. Tokizawa, T. Kanada and K. Sato: "A new transport network architecture based on Asynchronous Transfer Mode technique", ISSLS'88, 11.2, pp. 217-221 (Sept. 1988).
- (4) 佐藤健一, 金田哲也, 鴻沢郁男: "高速バースト多重伝送システムの構成法", 信学技報 IN87-84 (1987-12).
- (5) 佐藤健一, 太田聰, 鴻沢郁男: "バーチャルパスの概念を用いた高速バースト多重伝送システムの検討", 信学技報 IN88-34 (1988-07).
- (6) 太田聰, 佐藤健一: "高速バースト多重伝送システムにおけるバーチャルパス容量可変化的効果", 信学技報 IE88-90 (1988-12).
- (7) 葉玉寿弥, 太田聰: "高速バースト多重伝送システムにおけるバーチャルパス経路制御の検討", 昭63信学秋季全大, B-264.
- (8) A. E. Baratz and J. M. Jatte: "Establishing virtual circuits in large computer networks", INFOCOM '83, pp. 311-318 (April 1983).
- (9) 石田賢治, 宮尾淳一, 菊野亨, 吉田典可: "大規模ネットワークのためのクラスタ管理について", 信学技報, IN85-80 (1985-11).
- (10) 前田光治: "有線伝送工学", p. 579, 電子通信学会 (1979).
- (11) E. W. Dijkstra: "A note on two problems in connexion with graphs", Numerische Mathematik 1, pp. 269-271 (1959).

## 付録

### 1. 基本的な経路探索アルゴリズム

本方法は文献(7)の方法を改善したものであり、同程度の計算量でより良い解を与えることを確認している。

- (1) 網に含まれるリンクのリンク長を 1 として各 VP に対する最短経路を求める。
- (2) (1)で求めた経路により VP を設定したとき容量が不足するリンクとそこを通過する VP を選択する。
- (3) (2)で選択されなかった VP は求めた最短経路に設定する。
- (4) (2)で選択された VP について、経路の長さ  $D$  と VP 容量  $C$  の比  $D/C$  を求め、VP を  $D/C$  の小さい順にソートする。
- (5) (2)で選択された VP に対し、(4)でソートされた順に次の操作を行う。
  - ① 容量不足のリンクを解放除去する。

- ② ①により得られた網において最短経路を求める。
  - ③ 最短経路が存在すればこの経路に設定する。経路が存在しなければこの VP は設定しない。
- なお、最短経路の求出は例えば Dijkstra 法<sup>(11)</sup>により可能である。

## 2. VPG 概念下における VP の新設

VP の新設は次のように行うことができる。

### (A) 始点と終点が同一の部分網内にある場合

原則として既に設定されている VPG 中に設定する。容量が不足、または VPG が未設定であれば、付録 1. の方法で VPG の経路を新たに探索、設定し、その中に VP を収容する。

### (B) 始点と終点が異なる部分網内にある場合

(1) 始点が属する下位網で、上位網との接点である境界ノードの一つをランダムに選択し、このノード(境界ノード 1 とする)を上位網へ知らせる。

(2) 上位網で、終点が属する下位網との接点である境界ノードの一つをランダムに選択し、このノード(境界ノード 2 とする)を終点の属する下位網に知らせる。

(3) 各部分網で、始点と境界ノード 1、境界ノード 1 と境界ノード 2、境界ノード 2 と終点の間についてそれぞれ A と同様の方法で VP の設定を行う。

(平成元年 3 月 30 日受付、6 月 12 日再受付)



**葉玉 寿弥**

昭 60 九大・理・物理卒。昭 62 同大大学院修士課程了。同年 NTT 通信網第一研究所入所。以来、ディジタル伝送端局装置、B-ISDN の研究に従事。現在、NTT 伝送システム研究所伝送処理研究部勤務。



**太田 聰**

昭 56 東工大・工・電気電子卒。昭 58 同大大学院修士課程了。同年日本電信電話公社電気通信研究所入所。以来、ディジタル同期端局方式、伝送路網構成法、B-ISDN の研究に従事。現在、NTT 伝送システム研究所伝送処理研究部研究主任。