

Title	ビデオ情報の大規模多重アクセス方式
Author(s)	阪本, 秀樹; 西村, 一敏; 中野, 博隆
Citation	電子情報通信学会論文誌D-II. J78-D2(1) P.76-P.85
Issue Date	1995-01-20
Text Version	publisher
URL	<a href="http://hdl.handle.net/11094/23100">http://hdl.handle.net/11094/23100</a>
DOI	
rights	Copyright © (社) 電子情報通信学会 1995

*Osaka University Knowledge Archive : OUKA*

<https://ir.library.osaka-u.ac.jp/repo/ouka/all/>

## ビデオ情報の大規模多重アクセス方式

正員 阪本 秀樹<sup>†</sup>      正員 西村 一敏<sup>†</sup>      正員 中野 博隆<sup>†</sup>

## A Large Scale Multiple-Access Method for Video Streams

Hideki SAKAMOTO<sup>†</sup>, Kazutoshi NISHIMURA<sup>†</sup> and Hiroataka NAKANO<sup>†</sup>, *Members*

**あらまし** ビデオ情報提供システムにおいて 100 以上の端末からの同時アクセスを実現するための、ビデオサーバ内でのビデオ情報の多重アクセス方式を提案する。提案方式は、各ビデオ番組を複数のディスク装置に分散して蓄積しておき、各ディスク装置においてそれぞれ互いに周期位相のずれたタイムスロット列に基づいて時分割多重読出しを行うものであり、以下の特徴をもつ。(1) 実現可能な最大同時多重アクセス数に原理的な限界がなく、また、端末 1 台当りの必要バッファ量が常に一定であるため、実装上も同時多重アクセス数の大規模化が容易である。(2) 各ビデオ番組の読出し負荷が常に全ディスク装置に均等に分散されるため、多くの端末が同一ビデオ番組を要求した場合にもリクエスト損が発生しない。(3) 提供するビデオ番組の先頭情報のわずかな欠落を許容することにより、読出し要求に対する応答時間を一定値以内に保証する制御が可能である。数値例により、本アクセス方式によれば、同時アクセス端末数が 900 台に達する場合にも、リクエスト損なく、応答時間 1 秒以内を保証する設計が可能であることを示す。

**キーワード** ビデオ情報提供システム、ビデオオンデマンド、多重アクセス、分散蓄積制御、応答時間制御

## 1. ま え が き

高速デジタルネットワーク、大容量デジタルデータ蓄積、デジタルビデオ圧縮の三つの技術を背景に、端末からの個別の要求に即時に応答し、多数のビデオ番組を蓄積したビデオサーバからネットワークを通じて端末にビデオ情報を提供する、ビデオ情報提供システムの実現が可能となっている<sup>(1)~(6)</sup>。これらのシステムにおいては、ビデオサーバに対する各端末からのビデオ情報要求はすべて異なったタイミングで発行されるため、ビデオサーバでは端末台数と同数のビデオ情報(このビデオ情報は、同じ番組であることも異なった番組であることもあり得る)を独立に読み出すための、ディスク装置からのビデオ情報の同時多重アクセス技術が求められる。これまで報告されているシステムにおけるビデオ情報の最大同時多重アクセス数はいずれも数十以下の小規模なものであり、今後地域規模でのビデオ情報提供サービス<sup>(9)</sup>に要求される 100 多重以上の大規模多重アクセスを実現するためには、大規模多

重時に有効となるビデオ情報の多重アクセス方式を明らかにする必要がある。

そこで本論文では、まず従来提案されているディスクアレー方式ではアクセス時間のオーバヘッドが、またビデオサーバ切換方式ではリクエスト損の発生が、最大同時多重アクセス数向上のための制限要因となることを明らかにする。そして、これらの制限要因を解消し、大規模な同時多重アクセスを実現するアクセス方式として、新たに「位相シフト時分割多重アクセス方式」を提案する。本アクセス方式は、各ビデオ番組を複数のディスク装置に分散して蓄積しておき、各ディスク装置でそれぞれ互いに周期位相のずれたタイムスロット列に基づいて時分割多重読出しを行うものであり、以下の特徴をもつ。

(1) 実現可能な最大同時多重アクセス数に原理的な限界がなく、また、多重アクセスのために必要な端末 1 台当りのバッファ量が多重規模にかかわらず常に一定であるため、実装上も多重の大規模化が容易である。

(2) 各ビデオ番組の読出し負荷が常に全ディスク装置に均等に分散されるため、多くの端末が同一ビデオ番組を要求した場合にもリクエスト損が発生しない。

(3) 提供するビデオ番組の先頭情報のわずかな欠落

<sup>†</sup> NTT ヒューマンインタフェース研究所, 武蔵野市  
NTT Human Interface Laboratories, Musashino-shi, 180 Japan

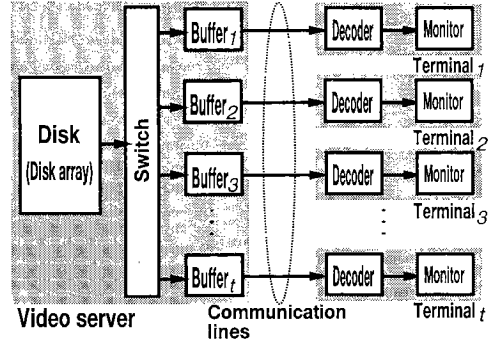
を許容することにより、端末からの要求に対する応答時間を一定値以内に保証する制御が可能である。

以下、2.では、従来提案されているビデオ情報の多重アクセス方式を示し、それらの最大同時多重アクセス数を増大させる場合の問題点を明らかにする。3.では、新しく提案する位相シフト時分割多重アクセス方式の動作原理を説明する。4.では、提案するアクセス方式について、理論解析によりその応答時間特性等を明らかにする。

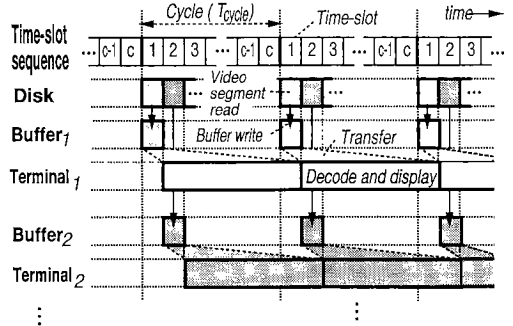
## 2. 従来方式の限界

### 2.1 ディスクアレー方式

図1(1)に従来提案<sup>(1)~(4)</sup>されているビデオ情報提供システムの構成を示す。センタ側で同時に複数の端末に対してビデオ情報を多重提供するビデオサーバ (Video server) は、多数のビデオ番組が MPEG (Moving Picture Experts Group) 等の符号化方式でデジタル圧縮して蓄積されているディスク装置 (Disk) と、ディスク装置から読み出したデータの転送先をいずれか一つのバッファメモリに切り換えるスイッチ (Switch) と、スイッチから転送されてきたデータを一時蓄積する複数のバッファメモリ (Buffer<sub>1</sub>~Buffer<sub>t</sub>) とから構成される。ここでディスク装置におけるデータの読出しヘッド数は1個である。一方、通信回線 (Communication lines) を通じてビデオサーバと接続されている各端末 (Terminal<sub>1</sub>~Terminal<sub>t</sub>) は、デジタル圧縮されたビデオ情報のデコーダ (Decoder)、およびモニタ (Monitor) から構成される。最大同時多重アクセス数を  $c$  とした場合の動作タイミングを図1(2)に示す。まずビデオサーバ内で  $1 \sim c$  の周期的なタイムスロット列を発生させ、各タイムスロットにおいてディスク装置より、個々の端末に対応した1周期 ( $T_{cycle}$ ) 分のビデオ情報 (以降、1タイムスロットで読み出すビデオ情報をビデオセグメントと呼ぶ) を端末でのデコード速度の  $c$  倍の速度で読出す (Video segment read)。そして、タイムスロットごとにスイッチによりその転送先を切り換え、読み出したビデオセグメントを所定のバッファメモリに書き込む (Buffer write)。各端末では、バッファメモリに書き込まれたビデオセグメントを通信路を介して転送し (Transfer)、1周期 ( $T_{cycle}$ ) 分の時間をかけてそのデコードとモニタ表示を行う (Decode and display)。ビデオサーバで各周期内の同一番号のタイムスロットにおいて連続したビデオセグメントを読み出すことにより、各端末においては途切れないビデオ番組の再生が可



(1) System configuration



(2) Operation sequence

図1 従来提案されているビデオ情報提供システム  
Fig. 1 Conventional video-on-demand systems.

能となる。

この構成において、ビデオサーバ内のディスク装置を、データ読出し速度の大きいディスクアレーに置き換えることにより、ビデオサーバでの最大同時多重アクセス数を増大させる方式 (ディスクアレー方式) が提案されている<sup>(5)~(7),(10)</sup>。この場合のディスクアレーとは、ディスク装置を複数台組み合わせ、書込み/読出しを行うデータを一定サイズごとに分割して、その分割データをアレーを構成する各ディスク装置に並列に書込み/読出しをする装置のことである。しかし、ビデオサーバにおける時分割多重のための各タイムスロットには、ビデオセグメントの読出し時間のほかに、ディスクアクセス時間のようなディスク装置をアレー化しても短縮できない時間が含まれているため、ディスクアレー方式には実現可能最大同時多重アクセス数に限界がある。

ディスクアレー方式の最大同時多重アクセス数の限界は、以下のように算出することができる。ディスク

アレーとして、パリティチェック用のディスク装置がなく、アクセス時間はアレーを構成する各ディスク装置単体の場合と同じであり、読出し速度はアレーを構成するディスク装置数に比例して増大するものを想定する<sup>(5)</sup>。ディスク装置数を  $d$ 、各ディスク装置の読出し速度を  $S_{disk}$ 、アクセス時間を  $T_{access}$ 、ビデオレートを  $S_{video}$ 、最大同時多重アクセス数を  $c$  とおくと、タイムスロット周期  $T_{cycle}$  は、以下の式で表現される<sup>(10)</sup>。

$$T_{cycle} \geq \left( T_{access} + \frac{S_{video} \cdot T_{cycle}}{S_{disk} \cdot d} \right) \cdot c \quad (1)$$

従って、このときの最大同時多重アクセス数  $c$  は以下のように与えられる。

$$c \leq \frac{1}{\frac{T_{access}}{T_{cycle}} + \frac{S_{video}}{d \cdot S_{disk}}} \quad (2)$$

ディスク装置数  $d$  を無限に増加させた場合にも、式(2)の右辺は一定値  $T_{cycle}/T_{access}$  に収束するため、 $T_{cycle}/T_{access}$  がディスクアレー方式の原理的な最大同時多重アクセス数の限界であることがわかる。

周期  $T_{cycle}$  を1秒に固定した場合の、ディスク装置数  $d$  と最大同時多重アクセス数  $c$  との関係を図2に示す。ディスク装置の読出し速度  $S_{disk}$  は25 Mbit/s、タイムスロットに含まれるディスクアクセス時間  $T_{access}$  は定期的に40 ms、ビデオレート  $S_{video}$  は1.5 Mbit/sとした。同図によれば、ディスク装置数  $d$  を7個以上に増やしても最大同時多重アクセス数  $c$  の増大幅は10%以内であり、ディスクアレー方式において周期  $T_{cycle}$  を1秒に固定した場合の現実的な最大同時多重アクセス数の限界は、20多重程度であることがわかる。

周期  $T_{cycle}$  を大きくすれば、ディスクアレー方式における最大同時多重アクセス数の限界もそれに比例して大きくなる。しかし周期が長くなると、ディスクアレーからバッファメモリへの転送間隔が延びることとなるため、ビデオセグメント長が増大し、結果として多重アクセスのために必要となる端末1台当りのバッファ量が周期長に比例して増大することになる。また、端末からのビデオ情報要求に対する読出しには、要求を受けた時点で最も近い空きタイムスロットが利用されるが、周期が長くなると、この空きタイムスロットに到達するまでの最大の時間がそれに比例して増大することになり、最大応答時間性能の点でも劣化を伴うことになる。

## 2.2 ビデオサーバ切換方式

ディスクアレー方式はビデオサーバ内のディスク装

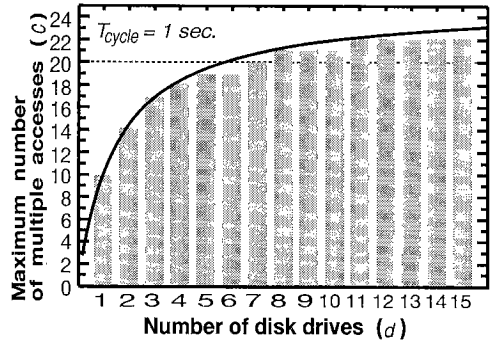


図2 ディスクアレー方式の多重限界  
Fig. 2 Limitation of disk array method.

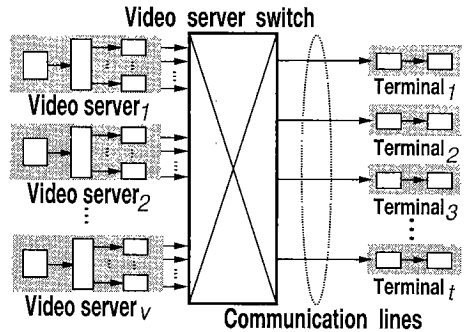


図3 ビデオサーバ切換方式  
Fig. 3 Video server switching method.

置を複数台組み合わせ、ビデオサーバでの最大同時多重アクセス数を増加させようというものであるが、それとは別のアプローチとして、図3に示すようにビデオサーバそのものを複数台組み合わせ、切換えスイッチ (Video server switch) を用いてリクエストされた番組に応じてビデオサーバを切り換えることにより、システム全体としての最大同時多重アクセス数を増加させる構成 (ビデオサーバ切換方式) が提案されている<sup>(3),(8)</sup>。この方式では、必要な端末1台当りのバッファ量や最大応答時間は、それぞれビデオサーバ単独の場合と同じである。しかし、同一のビデオ番組にリクエストが集中した場合には、特定のビデオサーバのみの処理負荷が増大し、同時多重アクセス数がシステム全体の最大許容数に達する前に端末からの要求にこたえられなくなる状態 (リクエスト損) が発生する可能性がある。

図2と同じ数値例を用い、各ビデオサーバにおいてディスク装置単体の使用を想定し、最大10同時多重アクセス可能なビデオサーバを10台組み合わせることに

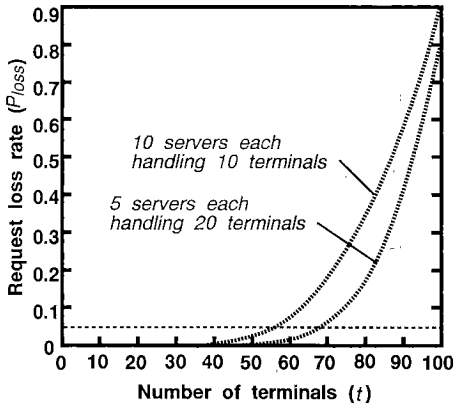


図4 ビデオサーバ切換方式におけるリクエスト損率  
Fig. 4 Incremental request loss rate of video server switching method.

より全体で最大 100 同時多重アクセスを実現する場合、およびディスクアレーの使用を想定し、最大 20 同時多重アクセス可能なビデオサーバを 5 台組み合わせることにより全体で最大 100 同時多重アクセスを実現する場合について、計算機シミュレーションによりリクエスト損率  $P_{loss}$  の算出を行った。その結果を図 4 に示す。同図は、既に  $t-1$  台の端末がビデオ番組提供サービスを受けているとき、新たに  $t$  台目の端末がビデオ番組要求を行った場合のリクエスト損の発生率を示したものである。なおシミュレーションでは、あらかじめビデオ番組は全ビデオサーバの被リクエスト率が均等となるよう理想的に配置されており、各端末は独立に各ビデオサーバを等確率で選択することを仮定した。ビデオ番組がこのように配置されていない場合には、リクエスト損率はここに示した値より大きくなる。図 4 において、例えばリクエスト損率の許容値を 5% とすると、最大 10 同時多重アクセスが可能なサーバを 10 台組み合わせさせた場合には 55 多重以下で、最大 20 同時多重アクセスが可能なサーバを 5 台組み合わせさせた場合には 70 多重以下で使用する必要があることがわかる。従ってビデオサーバ切換方式を用いて実際に 100 同時多重アクセスを実現するためには、各構成においてビデオサーバ台数を更に増加させるか、または、リクエスト損が十分小さくなるようそれぞれのビデオサーバにおいてビデオ番組を重複して蓄積する必要がある<sup>(11)</sup>、いずれの場合にも設備コストが問題となる。また実際の運用にあたっては、全ビデオサーバの被リクエスト率を常に均等に保つため、各ビデオ番組の人気の時間変化に対応してビデオサーバ間でビデオ番組の移動を行

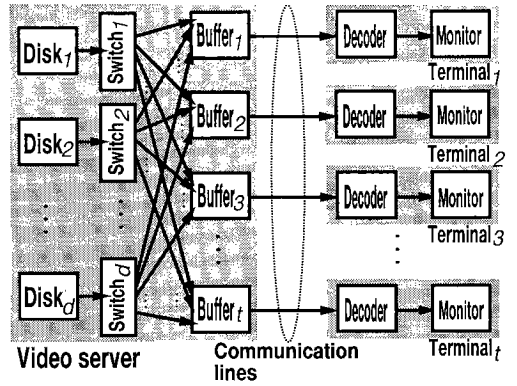


図5 位相シフト時分割ビデオ多重アクセス方式のシステム構成  
Fig. 5 System configuration of phase-shift time-division multiple-access method.

う必要があり<sup>(11)</sup>、運用コスト面の問題も残る。

### 3. 位相シフト時分割多重アクセス方式

#### 3.1 動作原理

図 5 に本論文で提案する位相シフト時分割多重アクセス方式を実現するビデオ情報提供システムの構成を示す。ビデオサーバ (Video server) は、複数台のディスク装置 (Disk<sub>1</sub>~Disk<sub>d</sub>) と、各ディスク装置に対応したスイッチ (Switch<sub>1</sub>~Switch<sub>d</sub>) と、各スイッチから転送されてくるビデオ情報を合成し、一時蓄積するバッファメモリ (Buffer<sub>1</sub>~Buffer<sub>t</sub>) とから構成される。従来のディスクアレー方式と本方式との構成上の違いは、各ディスク装置が個別のスイッチをもつことにより、各ディスク装置をそれぞれ異なったタイミングで制御することが可能なことである。なお、ここでの各ディスク装置は図 1 のものと同様にデータの読み出しヘッドが 1 個のものである。また、スイッチも図 1 のものと同様に、対応するディスク装置で読み出されたデータの転送先をいずれか一つのバッファメモリに切り換えるものである。ビデオサーバに蓄積する各ビデオ番組は、あらかじめ  $s$  タイムスロット時間分ごとにセグメント化され、先頭から順に、第 1 ビデオセグメントは Disk<sub>1</sub> へ、第 2 ビデオセグメントは Disk<sub>2</sub> へ、…、第  $d$  ビデオセグメントは Disk<sub>d</sub> へ、第  $(d+1)$  ビデオセグメントは Disk<sub>1</sub> へ、というようにディスク装置数  $d$  を周期として、各ビデオセグメントがサイクリックに各ディスク装置に分散して格納されている。

最大同時多重アクセス数を  $c$  としたときの、ビデオ情報の多重読み出し動作タイミングを図 6 に示す。まず、

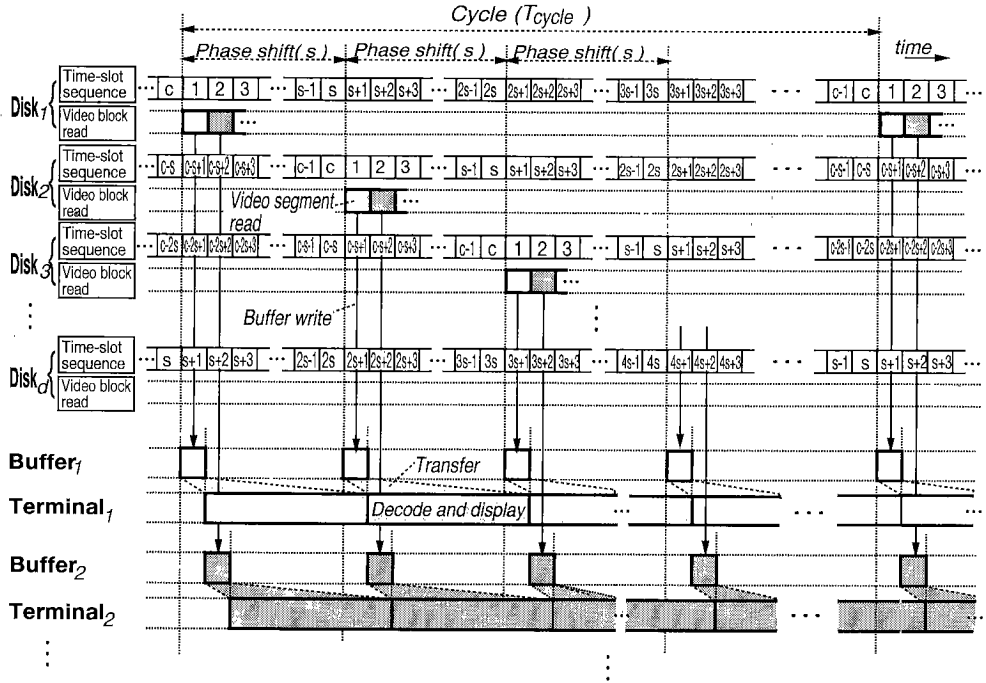


図6 位相シフト時分割ビデオ多重アクセス方式の動作タイミング  
Fig. 6 Operation timing of phase-shift time-division multiple-access method.

ビデオサーバ内で  $Disk_1 \sim Disk_d$  の各ディスク装置において、それぞれ  $c$  個のタイムスロットを周期とするタイムスロット列を発生させる。各ディスク装置のタイムスロット列は、 $c$  をディスク装置数  $d$  で割った商である  $s$  タイムスロットずつ、周期位相が均等にシフトしている。ビデオサーバ内の各ディスク装置では、各周期の同一番号のタイムスロットにおいて同一の端末に対し、デコード速度の  $s$  倍の速度でビデオセグメントを読み出し (Video segment read)、そして、そのビデオセグメントの転送先を切り換え、所定のバッファに書き込む (Buffer write)。例えば、まず  $Disk_1$  のタイムスロット 1 で端末 1 に第 1 ビデオセグメントを転送したとすると、次に  $Disk_2$  のタイムスロット 1 で端末 1 に第 2 ビデオセグメントを転送し、続いて  $Disk_3$  のタイムスロット 1 で端末 1 に第 3 ビデオセグメントを転送するというように、各端末対応のバッファには、各ディスク装置から周期位相差である  $s$  タイムスロットごとに連続したビデオセグメントが書き込まれることとなる。バッファへのビデオセグメント書き込み終了後、各端末において、通信路を通じてバッファ上のビデオセグメントを転送し (Transfer)、それぞれ  $s$  タイムスロット分の時間をかけてデコードおよび表示を行

う (Decode and display)。これら一連の動作により、一つの端末に対して途切れないビデオ再生が可能となり、また、システム全体ではビデオ情報の最大  $c$  同時多重アクセスが可能となる。

本方式においては  $c=d \times s$  の関係が成立しているため、ディスク装置数  $d$  を増加させることにより、周期内のタイムスロット数  $c$  を増加させ、最大同時多重アクセス数を増加させることが可能である。このとき、最大同時多重アクセス数の増加に対して、タイムスロットにおけるビデオセグメントの読み出し時間とディスクアクセス時間との比率は不変であるため、ディスクアレー方式で発生したような原理的な最大同時多重アクセス数の限界は存在しない。また、ディスク装置からバッファメモリへのビデオセグメントの転送間隔は常に  $s$  タイムスロットであるため、必要な端末 1 台当りのバッファ量は最大同時多重アクセス数の増加に対して不変である。更に、各ビデオ番組のビデオセグメントが全ディスク装置に分散しているため、端末がどのビデオ番組を選択した場合にも全ディスク装置を均等に使用することとなる。従って、端末からのリクエストが特定のビデオ番組に集中した場合にも、特定のディスク装置に負荷が集中することはなく、サーバ切替方

式で発生したようなリクエスト損は発生しない。

### 3.2 端末からの要求に対する応答時間の制御法

提案するアクセス方式では、端末に対してビデオセグメントを提供するディスク装置が常に入れ替わることから、例えば、提供するビデオ番組の先頭の1セグメント分の欠落を許容すれば Disk<sub>2</sub> から、また先頭の2セグメント分の欠落を許容すれば Disk<sub>3</sub> からというように、先頭の  $x$  ( $1 \leq x \leq d-1$ ) セグメント分以下の欠落を許容する場合には、番組提供のためのビデオセグメントの読始めディスク装置を Disk<sub>1</sub>~Disk <sub>$x+1$</sub>  の範囲で自由に選択することが可能となる。その場合の空きタイムスロットの探索は、Disk<sub>1</sub> のタイムスロット列のみからでなく、Disk<sub>1</sub>~Disk <sub>$x+1$</sub>  の  $x$  個のタイムスロット列から並列に行うことが可能であり、端末への応答時間は短縮される。

図7に、許容欠落セグメント数と、空きタイムスロット探索範囲の関係、および端末からの要求を受けた時点からの使用タイムスロット選択規律例を示す。図7の規律Aは、本アクセス方式においてビデオ番組の先頭セグメントの欠落を許容しないものであり、使用する空きタイムスロットを必ず Disk<sub>1</sub> のタイムスロット列から探索する。従って、この規律Aの応答時間は、最大  $c$  タイムスロットとなる。それに対して規律Bは、許容欠落セグメント数を  $d-1$  個として最大応答時間を最小とする場合であり、全ディスク装置のタイムスロット列から空きタイムスロットの探索を行う。この規律では、端末からの要求を受けた時点から必ず  $s$  タイムスロット以内に空きタイムスロットを発見することが可能であり、応答時間は最大  $s$  タイムスロットとなる。

このように、本アクセス方式においては、使用する空きタイムスロット選択規律を指定することにより、応答時間と許容先頭欠落量との関係を制御することが可能である。この応答時間制御は、ビデオ情報提供システムにおいて、端末からの要求に基づいてビデオ番組の任意時点へのジャンプ<sup>(12)</sup>を実現するような、高速なレスポンスを要するアプリケーションに対して特に有効となる。

## 4. 新多重アクセス方式の特性

### 4.1 応答時間および先頭欠落量の特性

本節では提案するアクセス方式において、先頭ビデオセグメントの欠落を許容しない規律Aと、先頭ビデオセグメントの欠落を許容することにより応答時間保証値を最小とする規律Bでの応答時間および先頭欠落

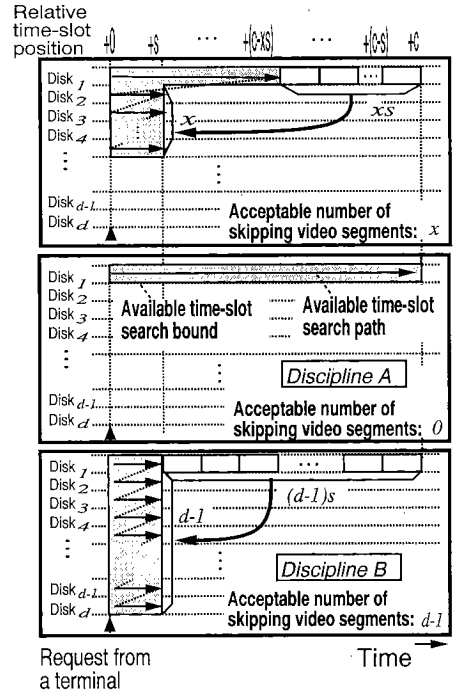


図7 応答時間と先頭許容欠落量の制御のための空きタイムスロット選択規律例  
Fig. 7 Examples of time-slot search disciplines for controlling relationship between response time and acceptable number of skipping video segments.

量の特性を求める。なお、計算を簡略化するため、端末からの要求は必ずタイムスロット境界で到着すると仮定する。

まず規律Aでは、Disk<sub>1</sub>のタイムスロット列の中から、端末からの要求が到着した時点で最も近い空きタイムスロットを探索し、そのタイムスロットを利用してビデオ番組の読出しを開始する。要求を受けた時点より  $i-1$  番目までのタイムスロットがすべて使用中であり、 $i$  番目のタイムスロットが初めて空きであった場合、タイムスロットを単位として、応答時間  $d_A(i)$  は次のようになる。

$$d_A(i) = i \tag{3}$$

規律Bでは、空きタイムスロットの選択範囲が  $s$  以下の場合には Disk<sub>1</sub> のタイムスロット列の中から、 $s$  を超え  $2s$  以下の場合には、Disk<sub>2</sub> のタイムスロット列の中から、というように、空きタイムスロットの選択範囲が  $s$  の倍数を超えるごとに、より老番のディスク装置のタイムスロット列の中から空きタイムスロットを探索する。従って  $i$  番目のタイムスロットが初めて空き

であった場合、タイムスロットを単位として、応答時間  $d_B(i)$  は次のように表現できる。

$$d_B(i) = (i-1) \pmod{s} + 1 \quad (4)$$

また、規律 B における提供ビデオ番組の先頭ビデオセグメントの欠落量  $l(i)$  については、空きタイムスロットの選択範囲が  $s$  の倍数を超えるごとに 1 セグメント分の欠落が追加されるので、以下のように与えられる。

$$l(i) = \left\lceil \frac{i-1}{s} \right\rceil \quad (5)$$

但し、 $[x]$  は  $x$  を超えない最大の整数を意味する。

一方、あるタイムスロット列から空きタイムスロットを探索し、端末からの要求を受けた時点から  $i$  番目のタイムスロットで初めて空きとなる確率は、次のように求めることができる。タイムスロット列には一つの周期に  $c$  個のタイムスロットがあり、その中で既に  $t-1$  台の端末によりランダムに  $t-1$  個のタイムスロットが選択され、使用されているとする。ここで  $t$  台目の端末が新たにビデオ番組の要求を行ったとすると、空きタイムスロット数は  $c$  個中  $c-t+1$  個なので、端末からの要求を受けた直後のタイムスロットが空いている確率は  $(c-t+1)/c$  で与えられる。また、直後のタイムスロットは使用中であったが、その次のタイムスロットが空いている確率は、直後のタイムスロットが使用中の確率  $(t-1)/c$  と、次のタイムスロットが空いている確率  $(c-t+1)/(c-1)$  の積で与えられる。同様にして、端末からの要求を受けた時点から  $(i-1)$  番目のタイムスロットまでが連続して使用中であり、 $i$  番目のタイムスロットが初めて空いている確率  $P_{vacancy}(c, t, i)$  は、以下のようになる。

$$P_{vacancy}(c, t, i) = \frac{(t-1)!}{(t-i)!} \frac{c!}{(c-i)!} (c-t+1) \quad (6)$$

式(3)~(6)を用いて、最大同時多重アクセス数  $c$  と同時アクセス端末数  $t$  に対する、規律 A における応答時間分布、規律 B における応答時間分布および先頭欠落量分布を求めることが可能となる。特に規律 A または B における平均応答時間  $D_x(c, t)$ 、および規律 B における平均先頭欠落量  $L(c, t)$  は、それぞれ以下の式で与えられる。なお、式(7)の  $x$  には A または B が入る。

$$D_x(c, t) = \sum_{i=1}^t d_x(i) P_{vacancy}(c, t, i) \quad (7)$$

$$L(c, t) = \sum_{i=1}^t l(i) P_{vacancy}(c, t, i) \quad (8)$$

## 4.2 数値例による本アクセス方式の特性評価

既に  $t-1$  台の端末がビデオ番組提供サービスを受けているとき、新たに  $t$  台目の端末がビデオ番組要求を行った場合の、規律 A における応答時間を図 8 に、規律 B における応答時間および提供ビデオ番組の先頭欠落量を図 9 に示す。いずれも周期内のタイムスロット数  $c$  を 100、各ディスク装置のタイムスロット列の位相シフト量  $s$  を 10、ディスク装置数  $d$  を 10 とした。図中の % 表示は、それぞれの数値の小さい方から数えたときの、その割合の数値の位置を示したものであり、例えば図 8 においては、90% の確率で応答時間は「90% 点線」より下に位置することを意味する。

図 8 の規律 A では、最大応答時間は同時アクセス端末数  $t$  に比例して増大しており、同時アクセス端末数  $t$  が 100 の場合、最大 100 タイムスロット [10 秒]<sup>†</sup> に達する。平均応答時間は、同時アクセス端末数  $t$  が 90 (サーバ使用率  $t/c$  が 90%) を超えると急激に大きくなる。それに対して図 9 の規律 B では、同時アクセス端末数に関係なく、最大応答時間は各ディスク装置のタイムスロット列の位相シフト量  $s$  である 10 タイムスロット [1 秒] 以内に保証されている。規律 B における最大先頭欠落量は、ほぼ同時アクセス端末数  $t$  に比例して増大しており、同時アクセス端末数  $t$  が 100 の場合、最大 9 セグメント [9 秒] 分に達する。しかし平均先頭欠落量は、同時アクセス端末数  $t$  が 90 (サーバ使用率 90%) を超えるまでは 0.5 セグメント [0.5 秒] 分以下と小さい。

次にタイムスロットの位相シフト  $s$  を 10 に固定したままで、ディスク装置数  $d$  を 1 台から 100 台まで増やしていき、1 周期内のタイムスロット数  $c$  を 1,000 まで増加させた場合の、規律 A における応答時間を図 10 に、規律 B における応答時間および提供ビデオ番組の先頭欠落量を図 11 に示す。どちらの場合もサーバ使用率  $t/c$  は 90% に固定した。

図 10 の規律 A における平均応答時間は、ディスク装置数  $d$  が 10 (同時アクセス端末数  $t$  が 90) 以上では、多重規模によらず、ほぼ一定値 (9 タイムスロット [0.9 秒]) となることがわかる。また図 11 の、最大応答時間 10 タイムスロット [1 秒] 以内を保証する規律 B における平均先頭欠落量も、ディスク装置数  $d$  が 10 (同時アクセス端末数  $t$  が 90) 以上では、多重規模によらず、ほぼ一定値 (0.5 セグメント [0.5 秒] 分) となっている。これら

<sup>†</sup> [ ] 内は図 2 と同じ数値例により、1 タイムスロットを 100 ms とした場合の相当時間。



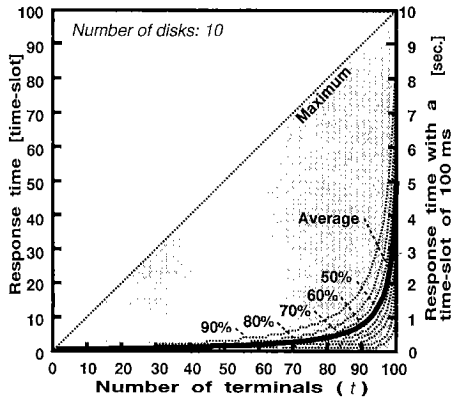


図8 タイムスロット選択規律 A の場合の応答時間特性  
Fig. 8 Response time of time-slot search discipline A.

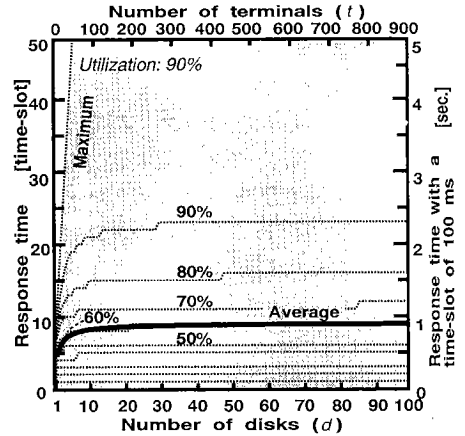


図10 タイムスロット選択規律 A の場合の大規模多重時の  
応答時間特性  
Fig. 10 Response time of time-slot search discipline A for  
large-scale multiple accesses.

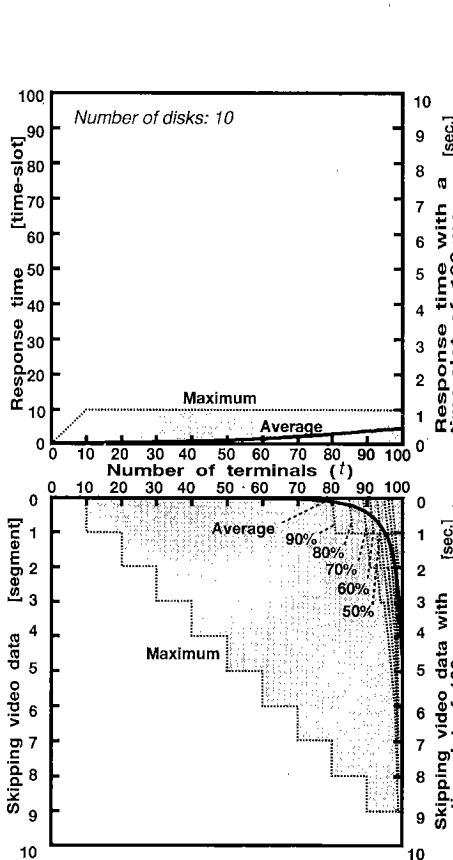


図9 タイムスロット選択規律 B の場合の応答時間および  
先頭欠落量特性  
Fig. 9 Response time and skipping video data of time-slot  
search discipline B.

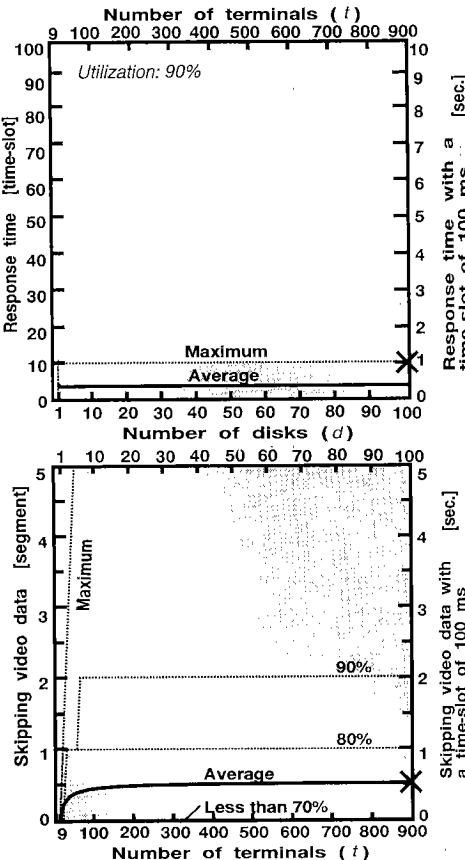


図11 タイムスロット選択規律 B の場合の大規模多重時の  
先頭欠落量特性  
Fig. 11 Skipping video data of time-slot search discipline B  
for large-scale multiple accesses.

は、最大同時多重アクセス数  $c$  がある程度大きい場合には、式(6)の  $P_{vacancy}$  はサーバ使用率  $t/c$  のみに依存するようになるためである。

図 11 中×印の位置では、ディスク装置 100 台の構成で同時アクセス端末数  $t$  が 900 に達する大規模多重時においても、最大応答時間を 10 タイムスロット [1 秒] 以内とする構成が可能であることを示している。このときの提供ビデオ番組の先頭欠落量は平均 0.5 セグメント [0.5 秒] 分であり、更に確率 90% で先頭欠落量は 2 セグメント [2 秒] 分以内である。例えば 2 時間の映画を鑑賞する場合には、先頭の数セグメントが欠落して数秒分の先頭情報を見ることができなくても、実用上は問題が少ないと考えられる。従って、本アクセス方法は大規模多重システムの実現に有効であると考えられる。

## 5. むすび

100 多重以上の大規模なビデオ情報の多重アクセス方式として、各ビデオ番組を複数のディスク装置に分散して蓄積しておき、各ディスク装置でそれぞれ互いに周期位相のシフトしたタイムスロット列に基づいて時分割多重読出しを行う「位相シフト時分割多重アクセス方式」を提案した。本アクセス方式は、ディスクアレー方式のようなアクセス時間オーバーヘッドに起因する原理的な最大同時多重アクセス数の限界値はなく、またビデオサーバ切替方式のようなリクエスト損を防ぐための余分な設備の必要もない。また本アクセス方式では、提供するビデオ番組のわずかな先頭欠落を許容することにより、応答時間を一定値以内に制御することが可能である。1 タイムスロットを 100 ms とした数値例により、同時アクセス端末数が 900 に達する大規模システムにおいても、平均 0.5 秒分程度の先頭欠落量を許容することで、応答時間 1 秒以内を保証する設計が可能であることを示した。

**謝辞** 本研究の機会を与えて頂いた NTT ヒューマンインタフェース研究所メディア応用システム研究部の吉利誠部長に深く感謝致します。

## 文 献

- (1) Nishimura K., Mori T., Ishibashi Y. and Sakurai N.: "System Architecture for Digital Video-on-Demand Services", Proc. ICIP'92, pp. 602-606 (1992).
- (2) Rangan P. V. and Vin H. M.: "Designing File Systems for Digital Video and Audio", Proc. ACM SOSP'91, Operating Systems Review, 25, 5, pp. 69-79 (1991).
- (3) Kotani N., Kishigami J., Sakurai N. and Ishikawa A.: "MAMI: The New Direction of Interactive TV", Proc. IEEE 15th Pacific Telecommun. Conf., pp. 328-333 (1993).
- (4) Baugher M., French S., Stephens A. and Horn I. V.: "A Multimedia Client to the IBM LAN Server", Proc. ACM Multimedia '93, pp. 105-112 (1993).
- (5) Narasimha Reddy A. L. and Wyllie J.: "Disk scheduling in a multimedia I/O system", Proc. ACM Multimedia '93, pp. 225-233 (1993).
- (6) Mori T., Nishimura K., Nakano H. and Ishibashi Y.: "Video-on-Demand System using Optical Mass Storage System", Jpn. J. Appl. Phys. Part 1, 32, 11B, pp. 5434-5437 (1993).
- (7) Tobagi F. A., Pang J., Baird R. and Gang M.: "Streaming RAID: A Disk Storage System for Video and Audio Files", Proc. ACM Multimedia '93, pp. 393-400 (1993).
- (8) Sakamoto H., Nishimura K., Ishibashi Y., Nakano H.: "Multimedia integrated switching architecture for visual information retrieval systems", Proc. IS&T and SPIE Electronic Imaging '93, 1908, pp. 123-132 (1993).
- (9) Sutherland J. and Litteral L.: "Residential Video Services", IEEE Commun. Mag., 30, 7, pp. 36-41 (1992-07).
- (10) 西村一敏, 石橋 豊, 中野博隆: "デジタル動画情報への多重アクセス法", 信学'92 秋大, D-196.
- (11) 西岡 稔, 村瀬宏一, 内村 潔: "ビデオ・オン・デマンドサービスにおける負荷分散方式の検討", 信学技報, CS93-3 (1992-04).
- (12) 石橋 豊, 西村一敏, 中野博隆: "ビデオオンデマンドサービスのための多重特殊再生技術の検討", 信学技報, IE92-96 (1992-12).

(平成 6 年 4 月 8 日受付, 8 月 18 日再受付)



阪本 秀樹

昭 59 阪大・工・通信卒。昭 61 同大大学院修士課程了。同年日本電信電話(株)入社。以来、HDTV 高速ビデオテックスシステム、ビデオオンデマンドシステムの研究開発に従事。現在、NTT ヒューマンインタフェース研究所主任研究員。情報処理学会、IEEE、ACM 各会員。



西村 一敏

昭 48 熊大・工・電子卒。同年日本電信電話公社(現 NTT)に入社。以来、磁気記録方式、磁気抵抗ヘッド、マルチビーム半導体レーザ、光磁気ディスク装置の研究および磁気テープ記憶装置、マストレージシステムの実用化に従事。現在、NTT ヒューマンインタフェース研究所主幹研究員。応用物理学会会員。



**中野 博隆**

昭47 東大・工・電気卒，昭52 同大大学院博士課程了，同年日本電信電話公社(現NTT)に入社，以来，画像通信システムの研究開発に従事，現在，NTT ヒューマンインタフェース研究所メディア応用システム研究部画像情報サービス研究グループリーダー，工博。