

マルチメディア・ローカルネットワーク: Monet (アクセス制御方式とその評価)

高木明啓 山田伸一 菅原昌平
(電電公社 横須賀通研)

1. はじめに

ローカルネットワークはビル内、キャンパス内のような狭い範囲に分散設置された、計算機・端末装置等を高速で経済的に接続するデータ通信システムとして発展してきた。最近ではオフィスオートメーションの中核となる通信システムとして注目され研究が進められている。

オフィス用通信システムとしてのローカルネットワークには、ファクシミリ、電話といった既存の機器を接続するため、音声画像とデータを統合したマルチメディア化が必要である。従来のデータ通信では信頼性が最も重要であったが、音声画像といった冗長性を持つ情報では一部の誤りは許容できるかわりに、伝送時間とそのバラツキに制約が生じるといった違いがある。このためマルチメディア通信に適したアクセス方式の開発が必要である。

これまでに主に研究が行われてきたローカルネットワークアクセス方式はIEEEの802委員会の標準化運動に見られるとおり、

- ①CSMA/CD方式
- ②Token Ring方式
- ③Token Bus方式

の3つに大きく分類できる。

CSMA/CD方式はEthernet^{1),2)}で使用されているアクセス方式として有名であり、一般にbinary backoffと呼ばれるパケットの競合回避手法を用いている。この方式は統計的な競合回避を行っているため、パケットの送信待ち時間が決定的でなく、高負荷時には待ち時間及びそのバラツキが大きくなって、電話等の実時間通信にはあまり適さない。最近Ethernetを用いて

音声通信を行う試みが行われている³⁾が、現在のところ高負荷時の問題は解決されていない(但しvocoderを用いて音声速2.4kbps程度に圧縮すればネットワークの負荷はかなり低くなるが品質の面で問題がある)。

CSMA/CD方式はアクセス方式自体は簡単で、完全分散形で構成できるため信頼性も高い。従って、この伝送遅延に関する問題を解決する試みも多く行われている。Priority Ethernet⁴⁾はpreambleの長さをパケットの優先度によって変化させる方式、p-persistent P-CSMA/CD方式⁵⁾は衝突後優先順に予約を行う方式でいずれもCSMA/CD方式に比べ遅延特性、スループットは改善されている。しかし統計的な競合回避である点は同じで、問題は残っている。

Token Ring方式、Token Bus方式はトークンと呼ぶ送信権を持つ制御パケットをネットワーク内を循環させるため、必ず一定時間内には送信権がまわってくるという意味で決定的なアクセス方式で、伝送効率も良く、マルチメディア通信に適している。反面、トークンの破壊、複数トークンの生成といった伝送誤りに弱く、又、Ringの場合にはノードの障害がネットワーク全体の障害となるなど、信頼性が問題となる。トークンの作成、監視などの機構が必要でCSMA/CD方式に比べて制御が複雑となるといった点も問題である。

従ってCSMA/CD方式の単純さ、信頼性とToken方式の決定性、伝送効率を兼ね備えたアクセス方式が実現できれば、極めて好ましいと考えられる。

現在この方向の研究はいくつも行われている。

Ring 形式で CSMA/CD 方式の動作を行うものとしては、D. Clark による Contention Ring⁶⁾がある。これは衝突のない場合は Ethernet と同様 CSMA/CD で動作し、衝突後各ノードは通過パケットの後に送信パケットを続けて出す Token Ring 的な動作を行う。この方式はトークンという特別な制御情報を用いないため、信頼性の向上が望める。

Bus 形式のものは、Reservation Ether Network⁷⁾, Collision Free Bus Network⁸⁾, Sound off 方式⁹⁾がある。Reservation Ether Network はバスの一端に制御装置を置きそこからパルスを出して各ノードはそのパルスにあわせて予約パルスを送出する方式、Collision Free Bus Network は制御信号線一本用いて送信権をかりとりする方式で、いずれも特別の制御装置が必要となり信頼性に問題がある。Sound off 方式は常に全ノードが順番にパケットを出し続けることにより送信権の制御をするもので伝送効率は悪い。

現在のところ Bus 形式で Contention Ring のように低負荷で CSMA/CD、高負荷で Token Passing 的な動作をする方式はない。本報告では送受信の方向性を利用して低負荷では CSMA/CD、高負荷では Token Passing 的な動作を行うアクセス方式 CSMA/CD・DCR 方式^{注1)}¹⁰⁾及びこれを用いたローカルネットワーク Monet^{注2)}の提案を行う。次に CSMA/CD・DCR 方式の性能特性をシミュレーションにより binary backoff 方式と比較する。また Monet の実現法、アダプタ構成、信頼性、応用などについて述べる。

注1) Carrier Sense Multiple Access / Collision Detection with Deterministic Contention Resolution

注2) Multimedia Office Network

2. CSMA/CD・DCR 方式の概要

CSMA/CD・DCR 方式は Bus 形式ネットワークに、送受信方向の検出制御が自由にできるアクセサを介してノードを接続することとを前提とする(図1)。ノードよりのアクセスは通常は CSMA/CD を用いるが、競合発生時は Bus 上のノード位置の順にネットワークの使用権を獲得する。例えば、図1のノード A → ノード B → … の順に送信を行う。使用権の獲得にあたっては受信信号が Bus 上自分の左側から来たのか、右側から来たのか識別できる事が重要な役割を果たす。

2.1. 方向性アクセサの使用

方向性アクセサを Bus 形式ネットワークに用いると

- ① 衝突検出が容易になる、
 - ② 受信時に相手の相対的な位置がわかる、
- という利点がある。

①は方向性アクセサ内の信号経路を自分が送信中の信号は受信しない様に構成する(例えば図2に示す様に構成すること)で実現できる。送信中に何らかの信号を受信すれば衝突発生である。

②は受信信号が右(左)側より来れば、相手は自分の右(左)側に位置することと示す。

DCR 方式は②の性質を利用することと、衝突後の再送制御を行っている。

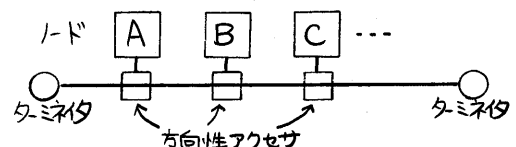


図1. ネットワーク構成
左方向送信 左方向受信 右方向受信 右方向送信

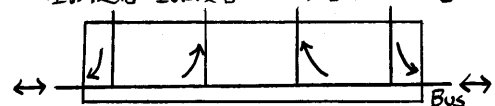


図2. 方向性アクセサ内信号経路

2.2. Bus形式ネットワークの特徴

Bus形式ネットワークの最大伝播遅延時間（Busの片端から他端まで信号が伝播するのに要する時間）を D とする（図3-a）。任意のノードAが送信を開始してから D 時間以内に他の全てのノードはAの出した信号を受信する。

CSMA系のアクセス方式で競合が発生するのは、Aの出した信号を受信する前に送信を開始したノードBが存在した場合である。Bの送信開始後 D 時間以内に、Bの出した信号はAに到着する。このため、次の2つの性質が成立する（図3-b）。

＜性質1＞送信開始後 $2D$ 時間内に受信する信号の有無及び信号の来る方向を調べることで、衝突の有無及び衝突時は自分が衝突ノード群中左（右）の端に位置するか否かがわかる。

＜性質2＞衝突検出後直ちに送信を停止するならば、Bus上の信号の継続時間は、衝突時必ず $2D$ より小さくなる。

さらに、Bus上最も右（左）端のノードAが送信を終了すると、 X の他のノードは右（左）から順に各ノード間の伝播遅延分遅れながらAの信号終了を検出する。図3-cに示すように、次の性質が成立する。

＜性質3＞もし自分の左（右）側のノード（A）からの信号の受信終了後 E 時間後に送信を開始したノード（B）が存在すれば、Bより右（左）側のノードはAからの信号受信終了 E 時間後にBからの信号を受信する。Bより左（右）側のノードはAからの信号を受信後、 δ （ $E < \delta \leq 2D$ ）時間後にBからの信号を受信する。

2.3. CSMA/CD, DCR方式アルゴリズム

A. 定義

以下で使う定数名を次のように定める。

D … 最大伝播遅延時間

δ … ノード内遅延時間

J … 衝突状態を強化するため付加す

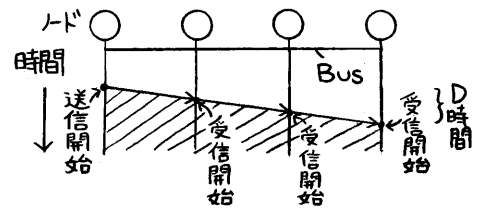


図3-a

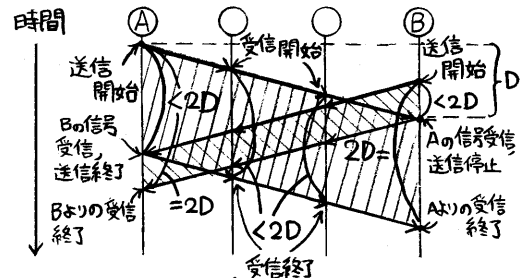


図3-b

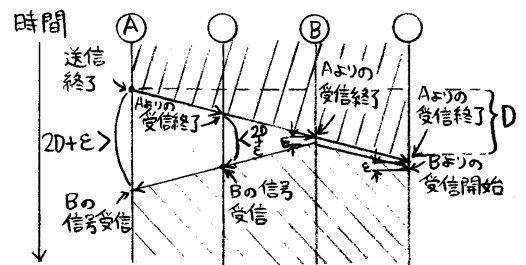


図3-c

図3. Bus上の信号伝播の性質

るジャムビット長（時間） $\ast 1$

F … フレーム間隔（時間） $\ast 2$

γ … 送信権獲得に用いる予約信号長（時間）

T … パケット長（時間）， $T > 2D + \gamma + J$ $\ast 3$

$\ast 1, \ast 2$ Ethernet仕様²⁾ 参照。

$\ast 3$ $T > 2D + \gamma + J$ なら性質2より受信時パケット長で衝突パケットを検出できる。

B. アルゴリズム

DCR方式は i) Contentionモード， ii) Resolutionモードの2つのモードからなり， i) にはCSMA/CD， ii) にはToken Passing的に動作する。

i) Contentionモード（図4-a）

④アイドル状態のノードは常にBusを監視し、信号を検出すると③の受信状態へ移る。送信要求がある場合は①の送信状態へ移る。

③受信状態では受信終了まで送信要求が発生しても送信を抑制する。受信終了時に受信信号長 $\leq 2D + 3 + J$ ならば衝突信号と判断して ii) の Resolution モードの②へ移る。受信信号長 $> 2D + 3 + J$ ならば再び④へ戻る。

①送信状態では最後の送受信終了から F 時間以上経過したら送信開始を待機。送信中に他ノードからの信号を受信した場合直ちに J 時間のジャム信号を送信した後送信を停止し、ii) の Resolution モードの④へ移る。送信が正常に終了した場合は④へ戻る。

ii) Resolution モード (図4-6)

②受信状態では Resolution モードの終了を検出するまで送信要求が発生しても送信を抑制する。Resolution モードが終了したら i) の Contention モードの④へ戻る。

④送信状態のノードは T_0 から $2D + 3 + J$ かつ最後の (衝突信号の受信 / ジャム信号の) 送信から F 時間経過するまで待つ。この間に自分の左右から信号を受信しなければ、性質1より自分が衝突ノード群の左右端である。この場合は直ちに再送信を行い、無事終了した時は②、衝突時はジャム送信後④へ戻る。自分の左右から信号を受信したノードは③へ移る。

①再送待ちのノードは、最左(右)端ノードの再送信信号の受信終了を待つ。正常受信ならば F 時間待って自分の右(左)側のみに予約信号を送信する。性質3より自分の左(右)側のノードBが予約信号を出していれば、予約開始と同時に左(右)側からBの予約信号を受信する。このため予約信号長 r は十分小さな値を取れる。予約信号送出中に他ノードからの信号を受信しなかったノードは、自分が残りのノード中の予約信号は右(左)側のみに送出するため予約信号と共に続く再送信信号が衝突することはない。

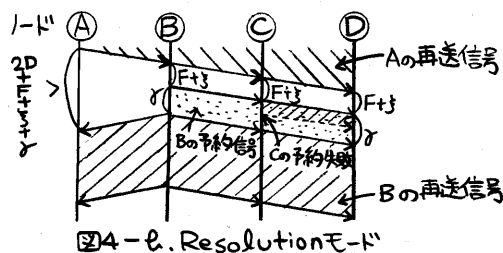
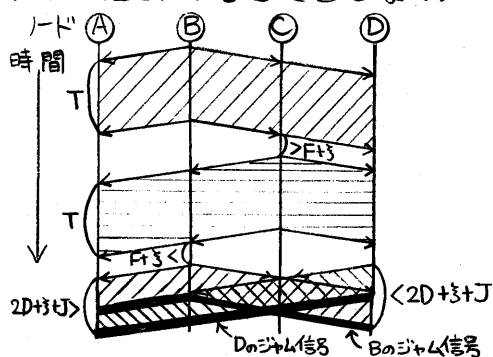
最左(右)端であるから、直ちに再送信を行い、無事終了した場合は②へ、衝突発生時はジャム送信後④へ戻る。予約信号送信中に他ノードからの信号を受信したノードは③の先頭へ戻る。受信した再送信信号が衝突信号ならば③の先頭へ戻る。

Resolution モードの終了法としては④衝突ノード中右(左)端のノードが、再送信信号の後に終了を示す特定のビット列を追加し、これを受信すると Contention モードへ戻る。

⑤ $2D + F + 3 + J$ 以上の無信号状態 (図4-6参照) を検出するとどの場合でも Contention モードへ戻る。

以上2つの方法が考えられる。

Contention モードでは通常の CSMA/CD であるが Resolution モードでは左から順に再送信を行う。しかし、Token Passing と違って再送信順は特定の制御ビットパターンを使うことなく衝突ノード内で動的に決定される。そして左(右)端のノードが使用権を独占することもない。



3. CSMA/CD・DCR方式の評価

3.1. 評価モデルとシミュレーション手法

評価モデルとしては、Tobagi¹⁾がCSMA/CDの解析に用いたスロットッド・モデルを用いた。このモデルは一定の時間を単位として各ノードは毎時間毎に送信要求の発生、送受信の開始・終了、衝突の検出を行う。時間の単位としてTobagiは2.2節性質1の2D時間を用いている。

本シミュレーションでは単位時間として隣接ノード間の伝播遅延時間を用いた。このためBus上各ノードは等間隔で並んでいると仮定した。或るノードAが時刻Tに送信を開始すると時刻T+1にはその両隣りのノードが受信を開始し、T+2には更に次のノードが受信を開始する(図5)。受信の終了も同様にして伝播する。

各ノードは送信中及び再送待ちの場合を除いて、各時刻毎に一定の確率で送信要求を発生させる。シミュレーションはDCR方式及びbinary backoff方式に関して行った。両方式とも毎時刻毎に各ノード独立に送受信の開始、衝突検出、再送処理を行う。DCR方式は2.3節で述べたアルゴリズムをそのまま使用し、Resolutionモードの終了はii)④の方法を使った。binary backoff方式はEthernet仕様²⁾に準拠した。

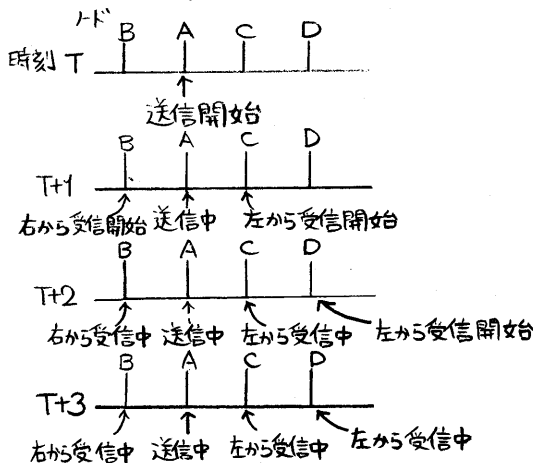


図5. シミュレーション・モデル

3.2. シミュレーション・モデルの解析

本シミュレーションではノード毎の送信要求発生率を変化させた場合のスループット及び遅延特性を評価する。遅延時間は送信要求が発生してから送信が完全に終了するまでの時間とし、binary backoff方式で再送できなかったもの(16回送信に失敗したもの)は無視した。スループットは(成功した送信の数)×(パケット長)/(全シミュレーション時間)と定義する。

i) スループット

両方式ともフレーム間隔をFとしたため、スループットの上限は次式で求まる。

$$S_{max} = T / (T + F)$$

特にDCR方式は衝突発生時(Resolutionモード時)にBus上の信号は図6の様になるため、スループット S_{reso} の最小値は次式より大きくなる(N…ノード数)。

$$S_{reso} \geq \frac{N \times T}{(2D + 3 + J + F) + T + \sum_{i=1}^{N-1} d_i + (N-1) \times (F + 3 + J + T) + (2D + F + 3 + J)}$$

ここに $\sum_{i=1}^{N-1} d_i \leq 2D$ である。

高負荷時には殆どどの時間Resolutionモードで動作するため、スループットは S_{reso} に漸近してくる。

ii) DCR方式の遅延時間

図6より、最大遅延時間 Δ_{max} は次式で求まる(N…全ノード数)。

$$\begin{aligned} \Delta_{max} &\leq (2D + 3 + J + F) + T + 2D + (N-2) \times (F + 3 + J + T) \\ &\quad + (2D + F + 3 + J) + (2D + 3 + J + F) + T + 2D + \\ &\quad (N-1) \times (F + 3 + J + T) \\ &= 10D + 2N(3 + F) + 2(N-1)J + (2N-1)T + 2J \end{aligned}$$

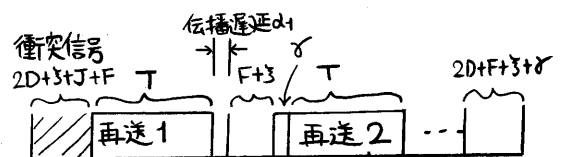


図6. Resolutionモード時のBus

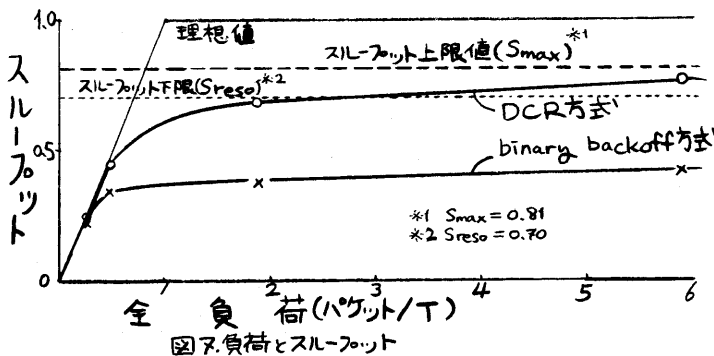
3.3.シミュレーション結果

各定数の値を以下に示す。

ネットワーク全長	1 Km
ノード数	12
伝送容量	100 Mbps
伝播速度	2×10^5 km/sec
単位時間 (t)	$0.45 \mu\text{sec} = 45 \text{ bit時間}$
最大伝播遅延 (D)	$5.0 \mu\text{sec} = 11 \text{ t}$
フレーム間隔 (F)	$4.5 \mu\text{sec} = 10 \text{ t}$
ジャム信号長 (J)	$1.35 \mu\text{sec} = 3 \text{ t}$
予約信号長 (R)	$0.9 \mu\text{sec} = 2 \text{ t}$
ノード内遅延 (S)	0
パケット長 (T)	2 kbits (44 t)
ノード毎送信要求発生率 2^{-i} (パケット/t)	$i=6, 8, 10, 11, 12, 13$

シミュレーションは各送信要求発生率毎に、1500~5000パケットの送信に成功するまで行った。

図7はDCR方式とbinary backoff方式の負荷（ネットワーク全体の送信要求発生率…パケット/t）とスループットの関係を示す。図8はスループットと遅延の関係、図9はスループットと遅延の標準偏差、図10はbinary backoff方式の負荷と衝突回数（衝突回数）の関係を示す。遅延時間については2D時間（22t=10.0μsec）で正規化してある。また、遅延特性の比較に当っては、実際にネットワーク上加った負荷が同じ場合について、DCR方式とbinary backoff方式の比較を行うため、負荷（送信要求発生率）のかわりに、スループットを用いた。



1) 負荷とスループット

図7よりわかる様に、負荷が0.5より大きくなると、急激にスループットの伸びが劣化する。これは両方式とも衝突の発生が増えるためである。DCR方式では、衝突の再発がないため、負荷が大きくなるにつれ、スループットは S_{res0} に近づく。binary backoff方式は図10に示すように負荷が0.3より大きくなると、衝突回数が急増するため、スループットの増加はわずかなのである。

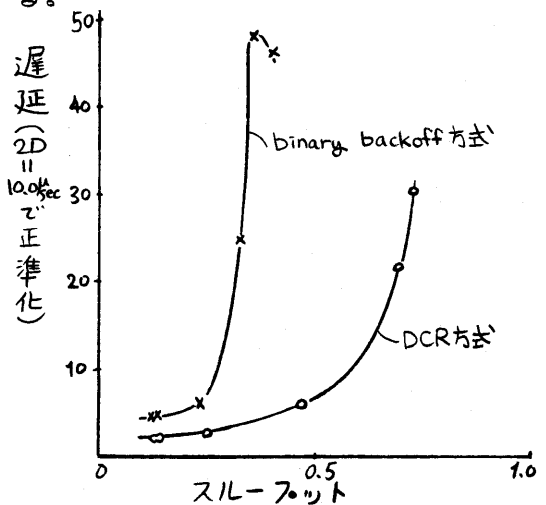


図8. スループットと遅延

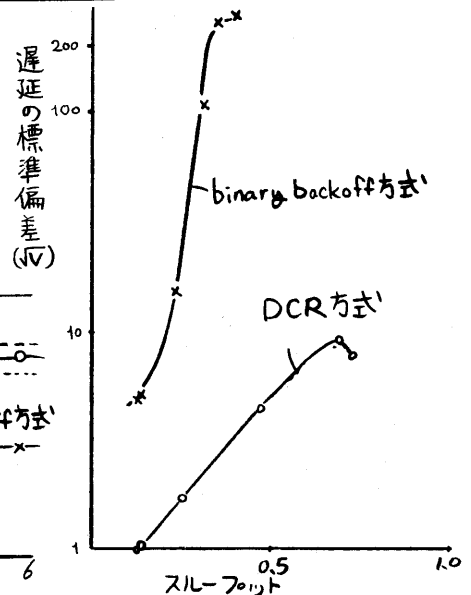


図9. スループットと遅延の標準偏差

ii) スループットと遅延

DCR方式ではスループット0.5程度から遅延が増大するが、3.2節で調べたように、遅延の上限値がある。本シミュレーションの場合、上限値 $\Delta_{max} = 1414t = 65(2D)$ である。Resolutionモードでは左から順に再送を行うため、左端に右端のノードでは遅延時間が異なることが予想できる。実際、負荷が0.5より小さいとき、即ち殆んど衝突が発生しない場合は左端のノードの平均遅延時間と右端のノードの平均遅延時間は殆んど等しいが、負荷1.9(パケット)では右端の遅延時間は左端の2倍、負荷5.9では1.6倍となった。負荷5.9で逆に差が減っているのは、殆んど定期的にResolutionモードで動作するようになり、Token Passing的に動作しているためである。

binary backoff方式ではスループット0.2~0.3で遅延が急増している。これは衝突の発生回数が増るためである。高負荷では遅延の伸びがゆるやかとなる。この理由としては、衝突回数が16を超えて、捨てられるパケットが増えてくると、大部分のノードが長時間backoffされてしまい、少数のノードがBusを独占し、実質的に低負荷状態となるため、以上の2つが考えられる。

衝突回数(回)

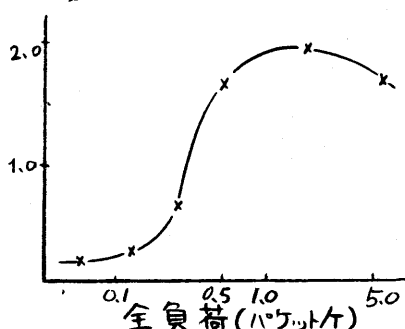


図10. binary backoff方式の負荷と衝突回数

iii) スループットと遅延の標準偏差

DCR方式では安定した変化を示している。高負荷時にはii)で述べた様にResolutionモードで動作し、ノード毎の遅延時間が安定してくるため、逆に分散は小さくなる。

binary backoff方式は衝突回数が増るスループット0.2~0.3で急激に分散が増大する。しかし、さらに負荷が増加するとii)で述べた理由から分散は安定してくる。

iv) シミュレーション結果のまとめ

DCR方式とbinary backoff方式とを比較すると次の3つの特徴がある。

- ① DCR方式のスループットは高負荷時binary backoffの約2倍に達する。
- ② 同一スループット時の遅延時間は、binary backoff方式はDCR方式の最大10倍になり、負荷を等しくした場合でも2倍になる。
- ③ 遅延の標準偏差は、binary backoff方式ではDCR方式の20倍に達する。

これらの特徴は負荷変動が激しく、実時間性の要求されるマルチメディア通信に対し、DCR方式が有利なことを示している。また、負荷が小さい場合、DCR方式とbinary backoff方式はスループット及び遅延の平均値では大きな差がないが、遅延の分散については、小負荷時にも数倍の差がある。このため、小負荷であっても遅延時間の安定性が要求される応用に関してはDCR方式の方が向いていると言える。

3.4. 信頼性及び拡張性

DCR方式は、

- ① 特定の制御ノードを必要としない、
- ② モードの異常が発生しても、自動的に回復する、
- ③ 任意の時点でノードの追加、削除

が行える、等の特長を持つ。①は2.3節のDCR方式アルゴリズムの解説より明らかである。まず②の特徴について詳述する。

DCR方式は、Bus上の全ノードがContentionモードとResolutionモードを正しく切替えて動作することを前提としている。モードの異常としては

a. Contentionモード中にResolutionモードのノードが出現したとき、

b. Resolutionモード中にContentionモードのノードが出現したとき、

の2通りが考えられる。

a.の場合、異常ノードをAとする。

i) Busの無信号状態が $2D+3+F+r$ 以上続いた場合は、AはResolutionモードの終了と判断し、Contentionモードに戻るため自動的に回復する。

ii) A以外のノード同士が衝突を起したときは、全ノードがResolutionモードに入るため、自動的に回復する。

iii) A以外のノードが正常な送信を終えたときは、Aが再送要求を持つ場合、Aは受信終了後再送を行う。Aの再送が成功した場合は変化しない。衝突を起したときはii)と同様に自動的に復旧する。Aが予約に失敗したときは変化しない。

iv) Aの待ち状態が続く場合、Resolutionモードは全ノードが再送を行うのに要する時間より長く続くことはない。ゆえに十分長い時間Resolutionモードに止まった場合、Contentionモードへ強制復帰するようタイマ等で監視することにより、自動的に回復する。

b.の場合、異常ノードをAとする。

i) Aが送信要求を持たない場合は、Resolutionモードが終了すると全ノードがContentionモードに復帰するため自動的に回復する。

ii) Aが送信要求を持つ場合は、再送処理中であれば、Aの送信信号と再送

信号が衝突を起し、全ノードがResolutionモードに入るため自動的に回復する。再送が全て終了、Resolutionモード終了検出のための無信号状態のときは、AがBusを独占使用する状態となる。この場合は $2D+3+F+r$ より長い無信号状態が発生するか、a. iv)のタイマにより他の全ノードがContentionモードに戻ることによって回復する。

③の特徴については、Contentionモード時は通常のCSMA/CD方式でありノードの追加・削除は自由である。送信中に故障を起して送信を中止したノードがあった場合、送信信号長が $2D+3+J$ より小さいとき全ノードはResolutionモードへ移ってしまうが、無信号状態が続き、自然に復旧する。

Resolutionモード時のノードの削除は、該当ノードが再送待ちであっても影響はない。再送中の停止は送信信号長 $<2D+3+J$ の場合残りのまま全ノード共Resolutionモードに残るため影響はない。ノードの追加の場合は②のb.の場合に相当し、自動的に復旧する。

以上からわかるように、DCR方式では異常動作時の復旧が特別な制御なしに自動的に行われ、特定の制御ノードや制御バスを使用しない。更にBus形式を用いるためノードをパッシブに接続できる、等信頼性を保証する上で有利な特徴を持つ。

また、③で述べた様にノードの追加・削除に際し特別な処置を必要としないので、拡張性にも優れる。

4.Monetの実現

4.1.伝送系

CSMA/CD・DCR方式を用いたマルチメディア・ローカルネットワーク「Monet」を実現するためには、方向性アクセサが必要である。最も簡単な方法としては、左方向・右方向2本のBusを用い、隣接ノード同士をpoint-to-pointに結んでいく方法である。ノードをパッシブに接続する場合は、Broadband伝送の技術を用い、左方向・右方向2本のBusと方向性結合器、ハイブリッド回路を用いる方法や、光ファイバを利用し、1本或いは2本のBusと光方向性結合器、光分岐器を用いることにより実現できる。光方向性結合器を用いる方法は、現状では素子内の通過損失が大きいの欠点はあるが、左右方向の分離比を大きくするため、最も実現しやすい。次に光方向性結合器を用いた伝送路の構成法を提案する。

構成を単純化するため、左方向・右方向に各々独立したBusを用いた、2重Bus形式による例を示す。光方向性アクセサを、図11に示す形で光信号を通過させる様につくる。これはファイバサリ合せ形分岐結合器やハーフミラー等を用いた光分岐結合器を用いる、或いは高分子光導波路を用いる等の方法で実現できる。左入力 右出力

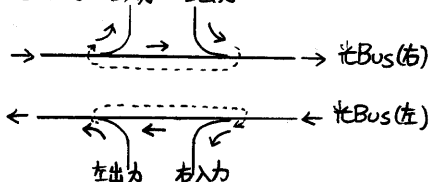


図11. 光方向性アクセサ内の信号経路

この場合、図の破線で示した光信号の回り込みは -50dB 程度であり、衝突検出の障害とはならない。

光分岐結合器は過剰損失が大きく、パッシブに接続できるノード数には限界がある。光信号のファイバ内入力強

度を 0dBm 、入力感度を -45dBm とした時のパッシブに接続可能なノード数を図12に示す。現状では 3dB 分岐を使用した場合で約8ノード毎に増幅を行う必要があることがわかる。分岐率を最適化し、入力強度が -40dBm となるようにした場合に12ノード程度が接続可能である。

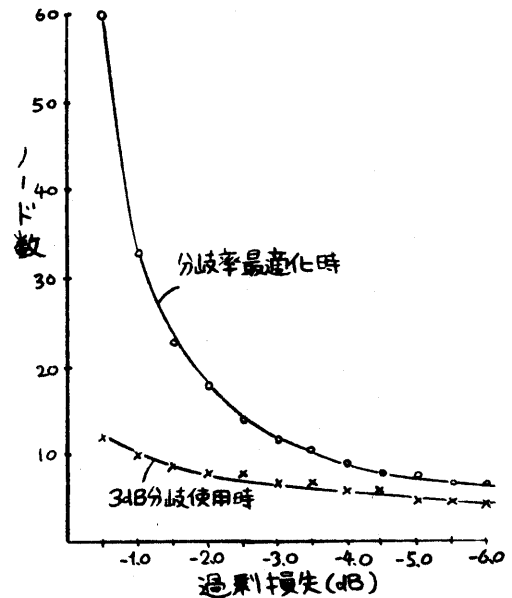


図12. 接続可能ノード数

4.2.コントローラ

CSMA/CD・DCR方式のコントローラは

- ①CSMAによる送受信
- ②衝突検出
- ③ジャム信号送信
- ④予約信号送信
- ⑤衝突パケット受信の検出
- ⑥モード切替
- ⑦再送信制御
- ⑧CRC追加, チェック
- ⑨フリアンブル追加, 除去
- ⑩クロック抽出

等を行う。

5. まとめ

Monetで用いるCSMA/CD・DCR方式は伝送遅延の最大値がある一定の値でおさえられ、さらに、伝送遅延のバラツキが少ないなどの特徴をもつ。高負荷時にも遅延特性が安定し高いスループットを示すため、音声を含むマルチメディア通信に適している。

現在Monetに音声、画像、データを統合したオフィス用統合通信システムLumière¹²⁾を製作する予定で設計を進めている。

6. 今後の課題

4章で述べた様に現在の光分岐結合器を使用した場合、パッシフに接続できるノード数は10程度である。従って中継なしで接続できるノード数の増加、増幅器の配置法及び給電法を検討する必要がある。

Bus形式のネットワークでCSMA/CDを用いる際には衝突検出に必要な時間(2.2節、性質1)が大きな問題となる。送信中に衝突を検出するために必要な最短パケット長が、伝送容量及び伝送路長に比例して増加する。例えば1km、100Mbpsではパケット長は約1kbitである。最短パケット長が大きいと、ネットワークの使用効率が悪化する。従ってBus形式のローカルネットワーク一本で大規模なビル全体等を超高速で接続することは無理があり、Broadbandを利用したネットワーク等と組合わせた、階層的ネットワーク構成を検討する必要がある。

<参考文献>

- 1) Metcalfe 他, "Ethernet: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks," CACM, Vol.19, No.7, 1976.
- 2) DEC, Intel, Xerox, "The Ethernet A Local Area Network, Data Link Layer and Physical Layer Specifications Version 1.0", 1980
- 3) 田中, "ローカルネットワークにおける音声パケット通信の可能性を探る" 日経エレクトロニクス, 1982年4月26日号
- 4) 飯田他, "Ethernet形ネットワークにおける優先権付与方式に関する考察" 昭56. 信学総全大
- 5) Tobagi, "Performance Analysis of Carrier Sense Multiple Access with Message-Based Priority Functions" NTC 1980.
- 6) Clark, "A Contention Ring Network" MIT LCS Local Network Note No.11, 1977
- 7) 富永他 "Reservation Ether Networkにおける統合サービス機能の評価実験" 信学技報SE80-151
- 8) Eswaran 他 "Collision-free Access Control for Computer Communication Bus Network" IEEE, Tr. SE, Vol. SE-8, No.6, 1981.
- 9) Scavazza 他 "Node sound off to control access to local network" Electronics June 16, 1981
- 10) 菅原他 "ローカルネットワークにおけるアクセス方式の一提案" 昭57. 信学総全大
- 11) Tobagi 他, "Modeling and Measurement Techniques in Packet Communication Networks" IEEE, Proc. Vol.66, No.11, 1978
- 12) 坂本他, "統合構内通信システムの一提案" 昭57. 信学総全大

12) Locally Distributed Multimedia Information Environment