

Um Algoritmo para Compensação da Variação Estatística do Retardo em Redes Comutadas por Pacotes

L.F.G. Soares * S.L. Martins **

* Pontifícia Universidade Católica do Rio de Janeiro
Departamento de Informática
Rua Marquês de São Vicente 225- Gávea
22453 - Rio de Janeiro

** IBM Brasil
Centro Científico Rio
Estrada das Canoas 3520
22610 - Rio de Janeiro

SUMÁRIO

A integração de voz e dados em redes comutadas por pacotes não é uma tarefa trivial. Existem vários problemas que devem ser solucionados e a implementação das soluções nem sempre é possível. Um problema típico é a variação estatística dos retardos sofridos pelos pacotes de voz na rede, que podem causar distorções na voz reproduzida na estação de destino. O artigo propõe um novo algoritmo para reprodução dos pacotes, de modo a tentar evitar o problema. Alguns algoritmos de reprodução são apresentados e discutidos, e argumentos são levantados a respeito do melhor desempenho do novo algoritmo proposto.

A facilidade de implementação da proposta é também sugerida no artigo, fazendo-se referência ao sistema de aplicações de voz e dados, que vem sendo desenvolvido pela PUC/Rio e o CC-Rio da IBM Brasil, em um ambiente de rede local IEEE 802.5, que utiliza o algoritmo em todas as aplicações de voz em tempo real.

1. INTRODUÇÃO

A transmissão de voz por chaveamento de pacotes tem se mostrado mais eficiente que a transmissão por chaveamento de circuitos, desde que sejam utilizados mecanismos de detecção de silêncio [1]. No entanto, a transmissão de voz no modo pacote vai exigir equipamentos terminais mais complexos, pois existe um grande número de problemas a serem resolvidos para a comunicação de voz em tempo real, tanto aqueles relacionados ao processamento de digitalização da voz, quanto aqueles relacionados ao processo de transmissão do sinal na rede.

Além dos problemas citados, a integração de voz e dados em redes comutadas por pacotes só pode ser realizada se requisitos especiais para cada tipo de sinal forem respeitados. Por exemplo, em um fluxo de voz, a taxa de erro pode ser relativamente alta (10^{-5} sem perda de qualidade de voz) e é até mesmo aceitável a perda de alguns

pacotes. Por outro lado, se torna necessária a implementação de alguns procedimentos especiais, a fim de que sejam evitados os inconvenientes do atraso de transferência dos pacotes de voz, assim como da variância deste retardo, associada à carga estatística da rede de pacotes, a qual deve ser rigidamente controlada. Já quanto aos dados, para a maioria das aplicações, o retardo dos pacotes não precisa ser tão rigidamente controlado, mas existe a necessidade de existir um tipo de mecanismo que assegure a entrega correta dos dados, a partir de alguma estratégia de detecção e correção de erros, acoplada com algum esquema de retransmissão.

Estas diferenças em relação ao tratamento do retardo dos pacotes vão se refletir no modo de alocação do canal de transmissão. Normalmente, para dados é aceitável que o sistema se torne mais lento, à medida que mais usuários tentam utilizar o canal, não sendo necessário impor nenhuma restrição ao número de usuários que utilizam simultaneamente o canal. Para a transmissão de voz, a situação é bem diferente. Neste caso, é absolutamente normal que uma nova conexão a um sistema, que apresente alto tráfego, seja recusada. No entanto, a partir do momento em que uma conexão é iniciada, é necessário garantir uma banda passante suficiente para o usuário até o final da conexão. Esta e outras diferenças têm que ser levadas em conta quando sistemas integrados estão sendo desenvolvidos.

Pelo exposto acima, pode-se concluir que a integração de voz e dados em uma rede não é uma tarefa trivial. Existem vários problemas que devem ser solucionados e a implementação destas soluções nem sempre é possível. No entanto, alguns sistemas integrados já foram desenvolvidos e se encontram em funcionamento, permitindo antever uma grande aplicabilidade de tais sistemas em um futuro bem próximo.

Como já brevemente mencionado, a natureza estatística dos atrasos sofridos pelos pacotes de voz na rede podem causar distorções na voz que é reproduzida no destino, mesmo que estes pacotes tenham sido gerados sincronamente na origem. A figura 1 mostra a recepção de pacotes em uma rede, sendo que as setas indicam o instante de chegada dos pacotes no destino. Como se pode observar, nos instantes 1 e 3 haverá uma falta de pacote a ser reproduzido. Não existe nenhum problema se esta falta corresponder realmente a uma pausa no fluxo de voz, já que vamos assumir aqui que não há transmissão de pacotes de silêncio. Mas, se esta situação ocorrer devido a um atraso na chegada do pacote para ser reproduzido, um certo ruído vai ser produzido na saída de voz. A frequência de ocorrência destas faltas de pacote deve ser rigidamente controlada, de modo a mantê-la com um pequeno valor a fim de que se obtenha uma qualidade de voz satisfatória para o receptor.

Neste artigo é proposto um novo algoritmo para reprodução dos pacotes de voz, de modo a tentar evitar o problema da variação estatística do retardo de transferência. Na seção 2 são apresentados alguns algoritmos já existentes. Na seção 3 são feitas algumas considerações sobre os fatores a serem levados em conta na implementação de tais algoritmos, enquanto na seção 4 o algoritmo por nós desenvolvido é apresentado. Por fim, na seção 5 são apresentadas as conclusões.

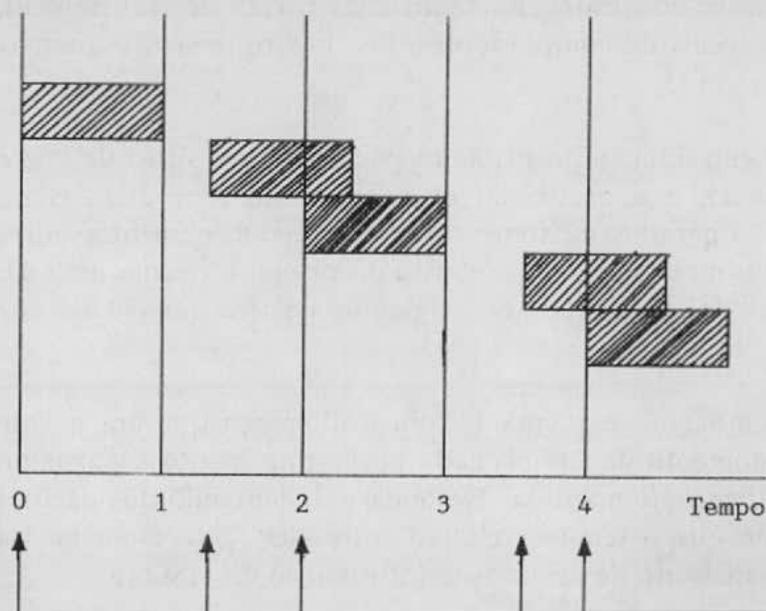


Figura 1. Recepção de pacotes sem compensação de variância do retardo

2. ALGUNS ALGORITMOS DE REPRODUÇÃO DE PACOTES

Conforme visto no item anterior, não só o retardo absoluto dos pacotes de voz deve ser controlado (o padrão brasileiro de telefonia especifica um máximo de 40ms para distâncias continentais e 80 ms para distâncias intercontinentais, para transmissão via cabo), como também a variação estatística do retardo. A distorção na reprodução da voz devido à esta variação pode ser reduzida se a reprodução dos pacotes no destino só for iniciada depois que um certo número de pacotes já tiver sido armazenado. Esta estratégia vai diminuir o número de ocorrências de falta de pacotes a serem reproduzidos, e pode até em alguns casos eliminar estas faltas totalmente. Entretanto, esta estratégia pode criar outros problemas, pois um estouro na área de armazenamento de pacotes no destino pode ocorrer, se constituindo assim em outra fonte de perda de pacotes.

Na reprodução dos pacotes de voz, observa-se a existência de três fontes de distorção: pacotes que chegam no destino com o retardo maior que o máximo permitido (que são considerados perdidos), faltas de pacotes a serem reproduzidos devido à variação estatística da rede, e pacotes perdidos pelo algoritmo de compensação desta variação do retardo. Estudos mostram [2] que a soma das amostras de voz geradas imprópriamente com as amostras perdidas não deve ultrapassar 1% da soma total de amostras de voz.

Neste item, alguns algoritmos para a compensação da variação estatística do retardo na rede são considerados, sendo que todos os algoritmos têm como hipótese básica o fato dos pacotes de voz chegarem ao destino na sequência correta de transmissão, um ambiente típico das redes locais de computadores. Os dois primeiros esquemas foram considerados por Naylor em [3].

Esquema 1. Neste esquema, a reprodução do primeiro pacote de um surto de voz é retardada de uma quantidade D , e a partir daí os pacotes são reproduzidos na mesma taxa ($1/\mu$) com que são gerados na fonte. Pacotes que chegam atrasados, isto é, com um retardo absoluto maior do que o retardo do primeiro pacote mais D , são descartados. Este esquema foi usado nos experimentos de transmissão de voz nos laboratórios do MIT [4].

Esquema 2. Este esquema é similar ao esquema 1, com a diferença que um pacote em atraso é reproduzido no momento de sua chegada ao destino, ponto a partir do qual, a taxa original de decodificação é mantida. Neste caso, o conteúdo dos pacotes é considerado mais importante que o tempo relativo entre eles. Este esquema foi utilizado nos experimentos do Instituto de Ciência de Informação da USC [3].

Existem outras variações destes esquemas. Por exemplo, pode ser utilizada uma combinação do esquema 1 e do esquema 2, onde o receptor espera um tempo limitado pelo pacote atrasado, e se o pacote chegar depois deste tempo, ele é descartado.

Um dos fatores importantes a ser determinado nestes esquemas é o valor de D . Um valor muito grande de D pode interferir na natureza interativa de uma conversação (retardos maiores que o máximo permitido) e também pode causar problemas de estouro da área de armazenamento. Por outro lado, um valor pequeno de D pode resultar numa probabilidade de perda de pacotes intolerável para o esquema 1-ou em um valor muito alto da frequência de falta de pacotes para o esquema 2.

Uma análise de desempenho realizada por Gopal [5] mostrou que para o esquema 1, quando $D=0$, quase 50 % dos pacotes são descartados por terem chegado tarde demais. O tempo entre chegadas dos pacotes no destino foi modelado por uma distribuição do tipo Erlang- k com média μ (tempo entre gerações de pacotes na fonte) e coeficiente de variação $1/\sqrt{k}$. Desta forma, variando o parâmetro k , estão sendo simulados os efeitos causados pela transmissão dos pacotes na rede. Para o retardo total do primeiro pacote de 50ms e 100ms, a fração de pacotes que chegam tarde demais é mais significativa à medida que o coeficiente de variação é incrementado. Na verdade, para se atingir o objetivo de menos de 1% de perda de pacotes, o coeficiente de variação tem que possuir um valor bem pequeno. Foi verificado que a fração de pacotes perdidos também aumenta quando o tamanho do surto de voz aumenta, pois um pacote atrasado sempre atrasa os outros pacotes que vem logo atrás dele, resultados intuitivamente óbvios.

A análise do esquema 2 mostrou que a frequência relativa de falta de pacotes aumenta com o aumento de coeficiente de variação da distribuição adotada. No entanto, este esquema não é afetado pelo tamanho do surto de voz, pois cada vez que um pacote chega atrasado, a reprodução dos pacotes é resincronizada, fazendo com que um pacote atrasado tenha pouco efeito nos próximos pacotes. Contudo, note que esta resincronização pode causar um retardo absoluto dos pacotes, a partir de um certo instante de tempo, maior que o retardo máximo admissível, deteriorando a qualidade de comunicação. Gopal não levou em consideração estes fatores em sua análise e nem o efeito da perda no armazenamento no destino, ao supor a área de armazenamento ilimitada.

Em ambos os esquemas acima descritos, não existe nenhum controle dinâmico do valor de D para a variação de carga na rede. Para o projeto Universe, foi desenvolvido um algoritmo que visa ajustar dinamicamente o atraso D . O algoritmo será brevemente descrito aqui e para maiores informações a referência [6] deve ser consultada.

Esquema 3. Como nos esquemas anteriormente descritos, é introduzido um retardo inicial ao primeiro pacote de forma que o receptor tenha disponível um certo número de amostras de voz esperando para serem reproduzidas. Se esta reserva de amostras for positiva quando um pacote chegar no seu destino, ele terá que esperar um tempo correspondente a esta reserva para começar a ser reproduzido. Em particular, a reserva existente quando um pacote chega no destino indica o quão perto se está de ocorrer uma falta de amostras na reprodução. Uma reserva negativa de amostras (déficit) indica o número de períodos de amostragem que o receptor ficou sem ter pacotes para serem reproduzidos, desde a chegada do último pacote. Este déficit pode ser causado pela existência de silêncio, pois pacotes de silêncio não são transmitidos, ou por problemas de atraso na rede. Cada pacote gerado na origem possui um número sequencial, que é incrementado cada vez que um pacote é montado (mesmo os pacotes de silêncio que não são transmitidos para o destino têm um número na hora da criação). Quando um pacote chega no destino, é calculada a diferença entre o número do pacote anterior e o recém chegado. É então acrescentado à reserva um número de amostras igual ao produto desta diferença pelo número de amostras por pacote. Se a reserva não ficar positiva com este acréscimo, as amostras do pacote recém chegado começam a serem reproduzidas imediatamente, sem que seja necessário esperar o valor do déficit.

Os valores de reserva positiva e déficit são armazenados em filas, a cada chegada de pacote, na estação, para possibilitar um ajuste dinâmico da reserva de acordo com a carga na rede, ou seja, um ajuste dinâmico da compensação da variação estatística do retardo. O mecanismo de ajuste dinâmico é acionado em intervalos regulares, quando então as filas de reserva e déficit são examinadas. Se existem déficits, as duas filas (reserva positiva e déficit) são zeradas e nenhuma outra ação é implementada, a não ser o registro do valor do último déficit ocorrido. Caso a fila de déficits esteja vazia, a fila de reserva positiva é examinada. Se o número de elementos desta fila (n_j) for no mínimo igual ao número de pacotes que deveriam ser

reproduzidos dentro de um intervalo entre acionamentos do mecanismo de ajuste (n_{int}), nenhuma atitude é tomada e a fila pode continuar a crescer (note que cada vez que chega um pacote, o valor da reserva é atualizado e um novo valor é adicionado a fila de valores de reserva positiva). Caso n_f seja maior que n_{int} , significa que está havendo pouco déficit de pacotes a serem reproduzidos e portanto o valor da reserva pode ser diminuído pois as condições de atraso na rede melhoraram. O mecanismo de ajuste procura o menor valor registrado na fila de reservas positivas e diminui o próximo tempo de silêncio de metade deste valor, de modo a avançar o tempo de início de reprodução dos pacotes sem que o usuário receptor perceba esta mudança.

3. CONSIDERAÇÕES SOBRE A COMPENSAÇÃO DA VARIAÇÃO ESTATÍSTICA DO RETARDO

Como descrito no item anterior, o armazenamento de pacotes no destino antes da reprodução pode diminuir os efeitos da variação estatística do retardo, mas vai levar a um aumento no atraso total de transmissão. Para manter a naturalidade da voz, o retardo total de transmissão de um pacote não pode exceder um determinado valor (da ordem de 40 ms para redes telefônicas com dimensões continentais). Conseqüentemente, o atraso introduzido na reprodução dos pacotes deve ser cuidadosamente escolhido, de modo que ele não introduza retardos inaceitáveis no tempo de transferência total dos pacotes. O efeito de um pacote com retardo maior que o admissível é o mesmo de um pacote perdido. Felizmente, como também já mencionado, é aceitável a perda de alguns pacotes de voz, desde que esta perda esteja dentro de um certo limite. A perda de pacotes está diretamente relacionada a ruídos na transmissão, a atrasos inaceitáveis do retardo total dos pacotes e aos protocolos que manipulam o sinal de voz na rede. Como é muito difícil determinar o atraso real de transmissão de um pacote na rede, e portanto, executar a compensação de toda e qualquer variação do retardo, as estratégias de compensação também causam perdas de pacotes, ou efeitos equivalentes a perdas de pacotes.

O atraso total de um pacote de voz é definido como o intervalo de tempo entre o começo da sua digitalização e o tempo em que ele começa a ser reproduzido no destino, como mostrado abaixo:

$$A = T_{pac} + T_{rede} + T_{comp}$$

onde T_{pac} é o tempo de geração de um pacote ($T_{pac} =$ tamanho do pacote / taxa de codificação de voz), T_{rede} é o intervalo de tempo decorrido desde o instante que um pacote foi gerado, até sua chegada à estação de destino, e T_{comp} é o atraso inserido por cada estação para a compensação da variação estatística do retardo. Note pela definição, que T_{pac} é uma constante para pacotes de tamanho fixo, e que T_{rede} vai depender do tráfego no sistema de comunicação.

Existem basicamente duas formas da estação de destino determinar o tempo de transferência ($T_{tr} = T_{pac} + T_{rede}$) de um pacote de voz. Uma maneira seria através da

utilização de marcas de tempo. Quando o pacote começasse a ser digitalizado, ele ganharia uma marca da hora presente na sua estação e quando ele chegasse no seu destino, bastaria que fosse feita a diferença entre a hora corrente na estação destino com esta marca de tempo. Para que este esquema funcione a contento, é necessário que os relógios das duas estações estejam absolutamente sincronizados e para tanto, mecanismos de sincronização de relógios têm que ser introduzidos nos protocolos.

Em algumas redes, T_{rede} pode ser dividido em um tempo de acesso, representado por uma variável aleatória, e um tempo de transmissão determinístico, como é o caso das redes locais padrão IEEE 802.3 e IEEE 802.5. O tempo de acesso é definido como o intervalo de tempo decorrido desde o instante em que um pacote é gerado, até o instante de tempo que começa a transmissão com sucesso do pacote. O tempo de transmissão é definido como o intervalo de tempo decorrido desde o fim do tempo de acesso, até que o pacote chegue ao destino. Nestas redes com tempo de transmissão determinístico, o tempo de transferência poderia ser obtido na estação origem, sem a necessidade de mecanismos de sincronização de relógios. Quando o pacote começasse a ser digitalizado, ele seria marcado com a hora corrente e no momento em que ele fosse enviado para a rede, ele ganharia uma outra marca com a hora corrente. A estação destino faria a diferença entre estas marcas e obteria o tempo de empacotamento adicionado ao tempo de acesso do pacote. Um problema nesta estratégia, é o fato de que os protocolos existentes não permitem o acesso ao pacote no momento em que ele é enviado à rede, tornando impossível marcar o pacote na saída. Para tanto, novos protocolos teriam que ser desenvolvidos.

Se for possível saber a atraso total de transferência sofrido por um pacote, a estratégia de reprodução de pacotes para evitar os efeitos da variação estatística do retardo será muito simples. Por exemplo, no esquema 1 apresentado no item anterior, seria suficiente atrasar o primeiro pacote de voz de um tempo tal que o seu atraso total fosse menor que um certo limite, por exemplo 40 ms. A partir deste momento, todo pacote teria um atraso total maior ou igual a este limite. Os pacotes que chegassem a tempo ($T_{tr} < limite$) teriam um atraso total igual ao primeiro pacote, enquanto aqueles que tivessem ($T_{tr} > limite$) seriam descartados. No entanto, como descrito no parágrafo anterior, é complicada a determinação no destino do atraso total sofrido por um pacote. O que normalmente acontece, é que o atraso introduzido pelo destino para compensar a variação estatística do retardo, pode ser no máximo estimado, assim como o atraso total sofrido pelo pacote.

Os algoritmos utilizados para a compensação tentam estimar estes tempos, e dois tipos de erro podem ocorrer nesta estimativa: um pacote pode ser perdido porque seu atraso estimado ultrapassa o limite apesar do atraso real ser aceitável, ou um pacote pode ser aceito apesar do seu atraso real ultrapassar o limite. Estes erros devem ser somados ao número de amostras perdidas pelos motivos enumerados em itens anteriores, quando do cômputo do número de amostras total que podem ser perdidas. Manter estas perdas dentro de limites aceitáveis é a função mais importante dos protocolos de reprodução de voz.

Quase todos os algoritmos de reprodução de pacotes são construídos baseados no atraso de transferência médio sofrido pelos pacotes de voz, de modo que o tempo de armazenamento dos pacotes para compensação da variação estatística do retardo δ possa ser calculado. Como este atraso médio depende da carga da rede, duas estratégias são utilizadas pelos algoritmos: ou se toma o pior caso para se definir o tempo de compensação, ou existe algum tipo de mecanismo para estimar este retardo médio, de acordo com a carga na rede. Naturalmente, o número máximo possível de conversações para o primeiro caso será menor que para o segundo.

Uma vez determinado o tempo de compensação δ , ele é aplicado ao primeiro pacote de um surto de voz, para o qual assume-se um tempo de transferência igual ao retardo médio. Se a suposição é correta, tudo corre bem. Se, no entanto, o retardo do primeiro pacote é menor que o médio, pacotes podem ser perdidos porque seu atraso estimado ultrapassa o limite, apesar do atraso real ser aceitável. Se, por outro lado, o retardo do primeiro pacote é maior que o médio, erros são introduzidos pela aceitação de pacotes, apesar de seu retardo real ultrapassar o limite permitido.

Nos esquemas 1, 2 e 3 apresentados no item anterior, uma vez estimado o tempo de transferência do primeiro pacote, o erro cometido se propaga por todo surto de voz, com a nova estimativa só ocorrendo no próximo surto. Como se espera que em média o primeiro pacote do surto sofra o retardo médio, se a variância do retardo não for grande, os protocolos podem funcionar a contento, embora não levem a um grande desempenho.

No esquema 3, uma melhora é incorporada, pois não é necessário estimar o pior caso do retardo médio para a determinação da compensação δ , uma vez que existe um mecanismo de ajuste dinâmico para estimar o retardo médio (e assim δ), de acordo com a carga na rede.

O algoritmo proposto, apresentado no item a seguir, tenta melhorar ainda mais o desempenho da transmissão de voz na rede, ajustando a compensação, baseando-se não apenas no primeiro pacote de voz, mas tentando um ajuste dentro do próprio surto, como se pode ver a seguir.

4.0 ALGORITMO PROPOSTO

O algoritmo parte do pressuposto que o erro cometido pela suposição que o retardo do primeiro pacote é igual ao retardo médio assumido deve ser corrigido, não apenas assumindo-se que na média de todos os surtos de voz a suposição é razoável (se a variância do retardo é pequena), mas tentando, dentro do surto de voz, através do controle de armazenamento dos pacotes, convergir para o retardo médio, tomando o primeiro pacote apenas como a partida de um algoritmo de convergência.

A descrição do algoritmo explica bem o mecanismo. O algoritmo tenta garantir, por convergência, que os pacotes com um tempo de transferência T_{ir} , dado por:

$$\overline{T}_r - \delta < T_{tr} < \overline{T}_r + \delta$$

sejam aceitos, onde, \overline{T}_r é o tempo médio de transferência de um pacote de voz e $(\overline{T}_r + \delta)$ é menor ou igual ao limite de retardo absoluto permitido.

Note, pela descrição, que o algoritmo pode ser facilmente implementado usando um "buffer" circular com tamanho igual a $(2*\delta + T_{pac})$ * taxa de codificação.

As variáveis usadas no algoritmo são definidas como se segue:

T_{corr} = Tempo de transferência do pacote que acabou de chegar no destino

T_{ant} = Tempo de transferência do pacote imediatamente anterior ao pacote que acabou de chegar.

Δpac = atraso a ser introduzido na reprodução do pacote.

Descrição do algoritmo:

1. Atrase o primeiro pacote da fala de δ .

$$\Delta pac = \delta$$

2. Se não for o primeiro pacote de um surto de voz então

2.1. Se $0 < T_{corr} - T_{ant} < \Delta pac$ ou $0 < T_{ant} - T_{corr} < 2*\delta - \Delta pac$, então Começa a decodificação do pacote que chegou logo que acabe a decodificação do pacote anterior.

$$\Delta pac = \Delta pac - T_{corr} + T_{ant}$$

2.2. Se $0 < T_{ant} - T_{corr} > 2*\delta - \Delta pac$, então

Descarta os bits ainda não decodificados do pacote anterior a partir do começo do mesmo, até que o número de bits não decodificados corresponda a $2*\delta$ e logo que acabar a decodificação deste bits, comece a decodificação do pacote que acabou de chegar.

$$\Delta pac = 2*\delta$$

2.3. Se $T_{corr} - T_{ant} > \Delta pac$, então

Começa a decodificação do pacote tão logo ele chegar

$$\Delta pac = 0$$

Pela análise do algoritmo acima descrito podemos notar que:

- É necessário saber quem é o primeiro pacote do surto de voz.
- O atraso na reprodução de cada pacote varia de 0 a $2*\delta$
- No caso 2.2 o número de bits perdidos é igual a:

$$(T_{ant} - T_{corr} + \Delta pac - 2*\delta) * \text{taxa de decodificação dos pacotes.}$$

- No caso 2.3 o número de bits de silêncio gerados é igual a:

$$(T_{corr} - T_{ant} - \Delta pac) * \text{taxa de decodificação dos pacotes.}$$

- O atraso total dos pacotes converge para o $\overline{T}_r + \delta$.
- δ deve ser escolhido, para cada carga da rede, de modo que as perdas nunca ultrapassem o limite permitido. Como o algoritmo, da maneira que foi descrito, não possui nenhum mecanismo de ajuste dinâmico de δ , temos que tomar o maior valor de δ , se estivermos esperando trabalhar com cargas variáveis na rede. Como o valor de δ não aumenta necessariamente com o aumento de carga na rede, o algoritmo não nos fornece o número máximo de conversações possíveis na rede. A referência [7] mostra como introduzir algumas modificações neste algoritmo de modo a estimar δ para cada carga na rede. Estas modificações virão também facilitar o gerenciamento de voz na rede, pois poderemos estimar em tempo real o número de canais possíveis para cada carga. Só como exemplo de um esquema de ajuste dinâmico para δ , o mesmo procedimento utilizado no esquema 3 poderia ser utilizado neste novo algoritmo. A referência [7] indicada, mostra um esquema mais eficiente.

5. CONCLUSÃO

Um novo algoritmo de reprodução de pacotes de voz com compensação da variação estatística do retardo na rede, foi proposto neste artigo. No decorrer do texto, foram apresentados alguns outros algoritmos típicos, analisando as funções necessárias à sua implementação. Para tanto, mudanças nos protocolos de acesso das redes atuais se fazem necessárias, ou algum mecanismo de sincronismo dos diversos relógios das estações da rede tem que ser implementado. Alternativamente, os algoritmos de compensação podem se basear em suposições à cerca do retardo de transferência na rede, introduzindo erros na reprodução, devido a uma probabilidade inerente da suposição ser incorreta. Minimizar estes erros é o objetivo de qualquer algoritmo de reprodução.

Intuitivamente, o novo algoritmo proposto é mais eficiente que os outros algoritmos do conhecimento dos autores (dos quais três foram apresentados neste artigo), no que se refere à minimização destes erros. Argumentos foram dados no decorrer do texto sobre a melhora de desempenho apresentada pelo novo algoritmo. Um estudo por simulação sobre o desempenho da transmissão de voz em redes locais usando este algoritmo vem sendo realizado, sendo esperado para janeiro de 1990 a publicação dos resultados [8].

Foi comentado rapidamente no texto sobre a facilidade de implementação do algoritmo, o que se constitui em uma outra vantagem adicional. O simples uso de filas circulares é suficiente para toda a implementação. A referência [8] detalha uma implementação do algoritmo, apresentando inclusive extensões ao mesmo, de forma a se ter um ajuste dinâmico da compensação no primeiro pacote de voz, conforme o tráfego da rede. Esta implementação vem sendo usada nas aplicações do sistema

LANBRETAS (LAN Based REal Time Audio Systems) [9 a 11], desenvolvido em ambiente de rede local em anel IEEE 802.5, nos laboratórios do Departamento de Informática da PUC/Rio em colaboração com o Centro Científico Rio da IBM Brasil.

REFERÊNCIAS BIBLIOGRÁFICAS

- [1] WEINSTEIN, C.J. "Fractional Speech Loss and Talker Activity Model for TASI and for Packet-switched Voice". IEEE Trans. Comms., vol.COM-26, no.8, pg.1235-1257.1978.
- [2] BRADY, P.T. "A Statistical Analysis of on-off Patterns in 16 conversations". Bell Systems Tech. J., no.38, pg. 353-364. 1959.
- [3] NAYLOR, W. "Stream Traffic Communications in Packet-Switched Networks". Ph.D. Thesis, University of California, Los Angeles, 1977.
- [4] FORGIE, J.W. "Network Speech: System Implications of Packetized Speech". Ann. Rept. ESD-TR-77-178, Defence Communications Agency, MIT Lincoln Laboratories, 1976.
- [5] GOPAL, P.M. et al. "Analysis of Playout Strategies for Voice Transmission Using Packet Switching Techniques". Performance Evaluation, no.1, pg.11-18. Fevereiro de 1984.
- [6] ADAMS, C. et al. "Voice Experiments in the UNIVERSE Project". Proceedings of ICC, pg.29.4.1-29.4.9. 1985.
- [7] SOARES, L.F.G. et al. "A Playout Algorithm for Voice Transmission in Packet-Switched Networks". Relatório Técnico-Centro Científico Rio-IBM Brasil. Em publicação.
- [8] SOARES, L.F.G. et al. "Analysis of a Playout Algorithm for Voice Transmission in Packet-Switched Networks". Relatório Técnico Científico Rio-IBM Brasil. A ser publicado.
- [9] SOARES, L.F.G. et al. "LANBRETAS- LAN Based REal Time Audio System- A General Overview". Technical Report-IBM Brasil. September 1988.
- [10] SOARES, L.F.G. et al. "LANBRETA-GCS- LAN Based REal Time Audio- Graphics Conferencing System- A General Overview". Technical Report-IBM Brasil. September, 1988.
- [11] SOARES, L.F.G. et al. "LAN Based Real Time Audio-Graphics Conferencing System". Proceedings of INFOCOM'89., pag. 617-624. Ottawa, Ontario, Canada. Abril de 1989.