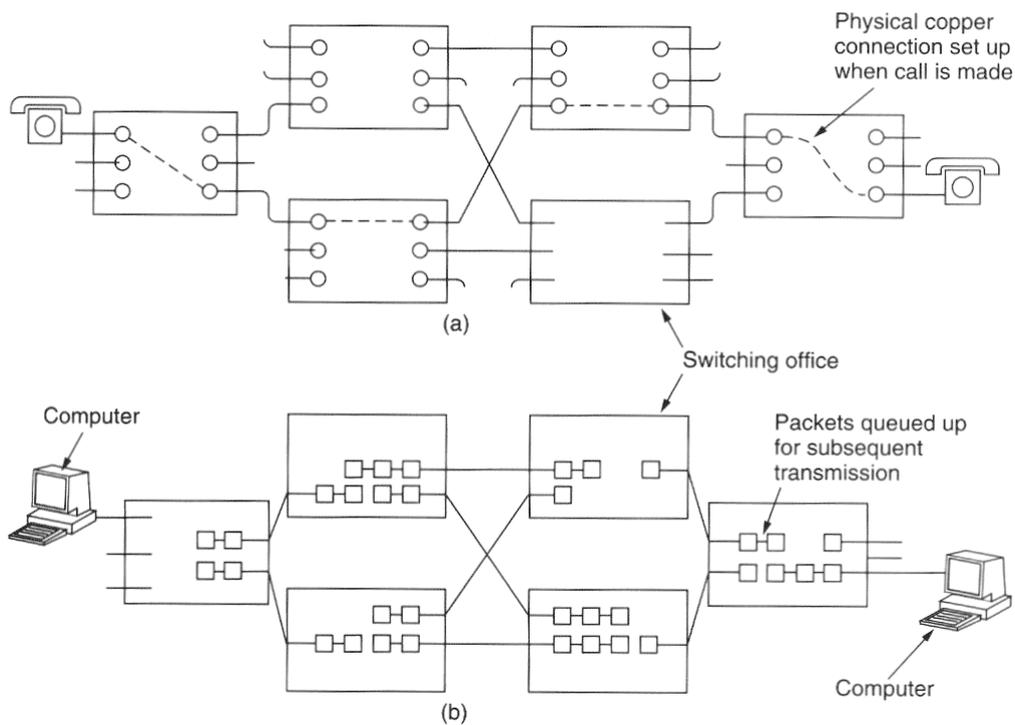


Chaveamento no Sistema Telefônico

O sistema telefônico é composto por:

- * Loops locais e troncos, externos às centrais de comutação (planta externa) e
- * Chaves ou comutadores, internos às centrais de comutação (planta interna).

Técnicas de chaveamento utilizadas no sistema telefônico:



- * (a) chaveamento por circuito
- * (b) chaveamento por pacote

- Quando uma chamada telefônica é efetuada, o equipamento de chaveamento do sistema telefônico procura um *link* (cobre, fibra ou rádio) que vá de um telefone ao outro.
- Esta técnica é chamada **Chaveamento por Circuito**, e seu esquema é mostrado na Figura 3.31(a).

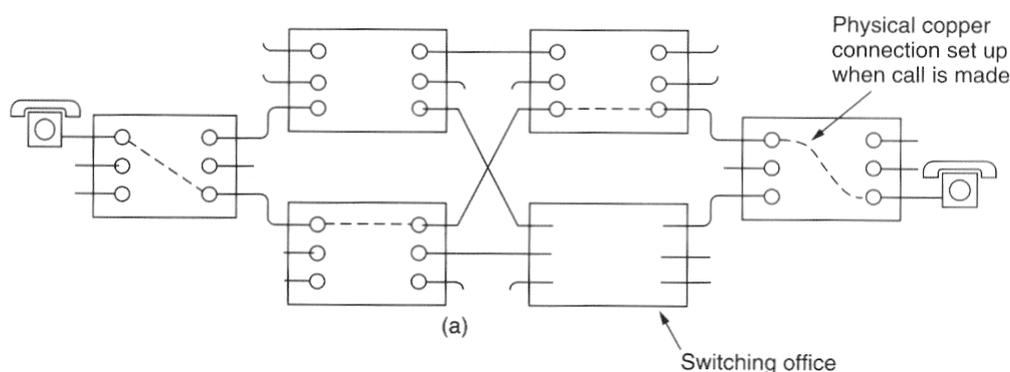


Fig. 3.31: (a) Chaveamento por circuito.

- Na figura, cada um dos 6 retângulos representa uma central de chaveamento (central local, central *toll*, etc).
- Cada central tem 3 linhas chegando e 3 linhas saindo.
- Quando uma chamada passa por uma central de chaveamento, uma conexão física é (conceitualmente) estabelecida entre a linha sobre a qual a chamada chegou e uma das linhas de saída, como mostrado na figura pelas linhas tracejadas.
- Nos primeiros sistemas telefônicos, a conexão era feita por um operador que "plugava" um cabo *jumper* em soquetes de entrada e saída.
- O chaveamento automático foi inventado no Século XIX por Almon B. Strowger, proprietário de uma funerária que estava perdendo todos os "clientes" para o único concorrente, cuja esposa era a operadora da central de comutação local.
- Por aproximadamente 100 anos, a chave Strowger foi o equipamento de chaveamento utilizado em todo o mundo.

- O modelo mostrado na Figura 3.31(a) é altamente simplificado, porque parte do caminho estabelecido entre os 2 telefones pode, por exemplo, ser constituído de *links* de microondas, sobre os quais milhares de chamadas podem ser multiplexadas.
- Por mais complexo que se torne o circuito, no entanto, a idéia básica da **comutação por circuito** é válida: **uma vez que uma chamada é estabelecida, é estabelecido um caminho dedicado entre ambos os fins e este caminho irá continuar a existir até que a chamada seja terminada.**
- Uma propriedade importante do chaveamento por circuito é a necessidade de estabelecer um caminho fim-a-fim **antes** do envio de qualquer dado.
- O tempo compreendido entre o fim da discagem e o começo da chamada pode ser de ≈ 10 s, maior em distâncias longas ou chamadas internacionais. Durante este intervalo de tempo, o sistema telefônico está procurando por um *link*, conforme mostrado na Figura 3.32(a).
- Antes da transmissão de dados começar, o sinal de solicitação de chamada deve se propagar por todo o caminho até o destino e ter o seu recebimento acusado.
- Em muitas aplicações, longos tempos de estabelecimento de chamadas são indesejáveis.
- A Figura 3.32 apresenta a evolução temporal dos eventos envolvidos na comutação por circuito (bem como na comutação por mensagem e por pacote).

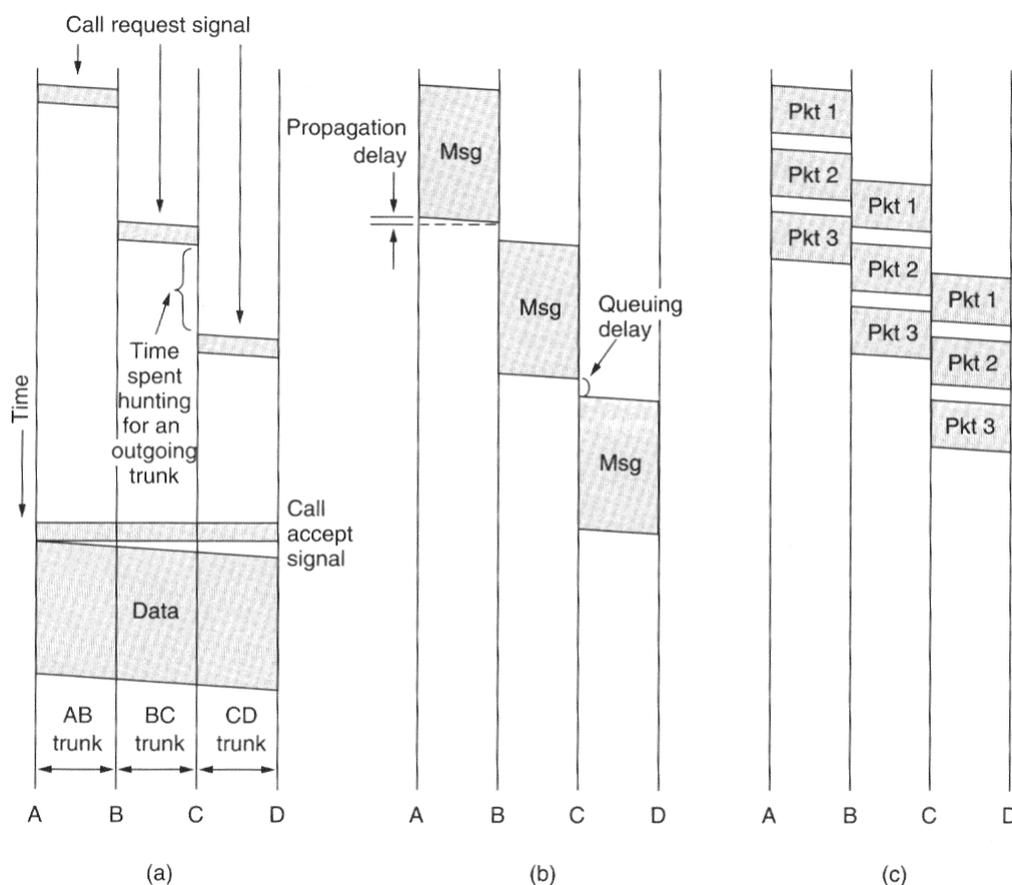


Figura 3.32: Evolução temporal dos eventos envolvidos em (a) comutação por circuito, (b) comutação por mensagem e (c) comutação por pacote.

- Vantagens do estabelecimento de um circuito:
 - Depois de estabelecido um caminho, o único atraso que ocorrerá é devido ao tempo de propagação do sinal eletromagnético, $\approx 5\text{ms}$ para cada 1000km.
 - Não haverá risco de congestionamento. O usuário poderá receber sinal de ocupado antes da conexão ser estabelecida mas, uma vez estabelecida, é garantida a capacidade dos troncos envolvidos.

- Uma estratégia de chaveamento alternativa é o **Chaveamento por Mensagem**, mostrado na Figura 3.32(b).
- Quando esta forma de chaveamento é utilizada, não é estabelecido um caminho físico antecipadamente entre o transmissor e o receptor.
- Ao invés disso, quando o emissor tem um bloco de dados para enviar, ele é armazenado na primeira central de chaveamento (roteador), para ser encaminhado mais tarde, *hop a hop*.
- No chaveamento por mensagem, cada bloco é recebido inteiramente, inspecionado para verificação de erros e, então, retransmitido.
- Uma rede que utiliza esta técnica de chaveamento é chamada Rede *Store-and-Forward*.
- Na técnica de chaveamento por mensagem não há limite no tamanho do bloco, o que significa que os roteadores devem possuir *buffers* com capacidade para armazenar blocos longos.
- Além disto, um único bloco pode prender uma linha roteador-a-roteador por minutos, o que torna o chaveamento por mensagens inútil para tráfego interativo.

- Para contornar estes problemas, foi desenvolvido o **Chaveamento por Pacotes**, mostrado na Figura 3.31(b).

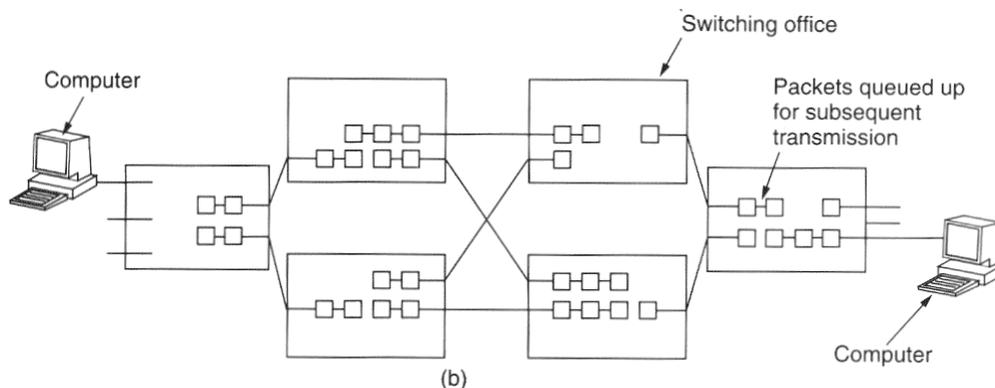


Fig. 3.31: (b) Chaveamento por pacotes.

- Redes que utilizam chaveamento por pacotes colocam um limite superior no tamanho do bloco de informação transmitido, permitindo que pacotes sejam guardados em *buffers* na memória principal dos roteadores ao invés de serem armazenados em discos.
- Garantindo que nenhum usuário possa monopolizar qualquer linha de transmissão por muito tempo (mais do que alguns milissegundos), as redes com chaveamento por pacotes são adequadas para lidar com tráfego interativo.
- Uma vantagem adicional do chaveamento por pacotes sobre o chaveamento por mensagens é mostrada na Figura 3.32 (b) e (c): o primeiro pacote de uma mensagem de multi--pacotes pode ser encaminhado antes que o segundo tenha chegado completamente, reduzindo o atraso e melhorando o tráfego de dados do usuário sobre a rede.
- Por essas razões, redes de computadores são usualmente comutadas por pacotes, ocasionalmente comutadas por circuitos, mas nunca comutadas por mensagens.

Diferenças entre Chaveamento por Circuito (CC) e Chaveamento por Pacote (CP)

- ◆ O CC estatisticamente reserva a largura de banda requerida antecipadamente, enquanto o CP adquire e libera a largura de banda à medida que ela é necessitada.
- ◆ Com o CC, qualquer largura de banda não utilizada sobre um circuito alocado é apenas desperdiçada.
- ◆ Com o CP, a largura de banda pode ser utilizada por outros pacotes de fontes não relacionadas que estejam se dirigindo para destinos não relacionados, porque os circuitos nunca são dedicados.
- ◆ Entretanto, justamente por não serem circuitos dedicados, surtos de tráfego repentinos podem sobrecarregar roteadores, excedendo a capacidade de armazenamento e causando a perda de pacotes.
- ◆ No CP os roteadores permitem conversão de código e correção de erro, dentro de alguns limites.
- ◆ Em algumas redes comutadas por pacotes, entretanto, os pacotes podem ser entregues na ordem errada ao destino. No CC, isto nunca irá acontecer.
- ◆ O CC é completamente transparente. O transmissor e o receptor podem usar qualquer formatação de *frames* (estrada em que o usuário determina o tamanho, a velocidade e a natureza do veículo). A transparência inerente à CC permite a transmissão de voz, dados e fax no sistema telefônico.
- ◆ Na CP, a portadora determina os parâmetros básicos para transmissão de pacotes *frames* (ferrovia).
- ◆ Os sistemas que utilizam CP baseiam a cobrança tanto no nº de bytes (ou pacotes transportados) quanto no tempo de conexão. A distância de transmissão usualmente não importa, exceto em casos internacionais.
- ◆ Os sistemas que utilizam CC baseiam a cobrança na distância e no tempo, e não no tráfego.

Exemplo de Hierarquia de Chaveamento

Sistema da AT&T

A Figura 3.33 apresenta o sistema telefônico da AT&T, que possui 5 classes centrais de chaveamento.

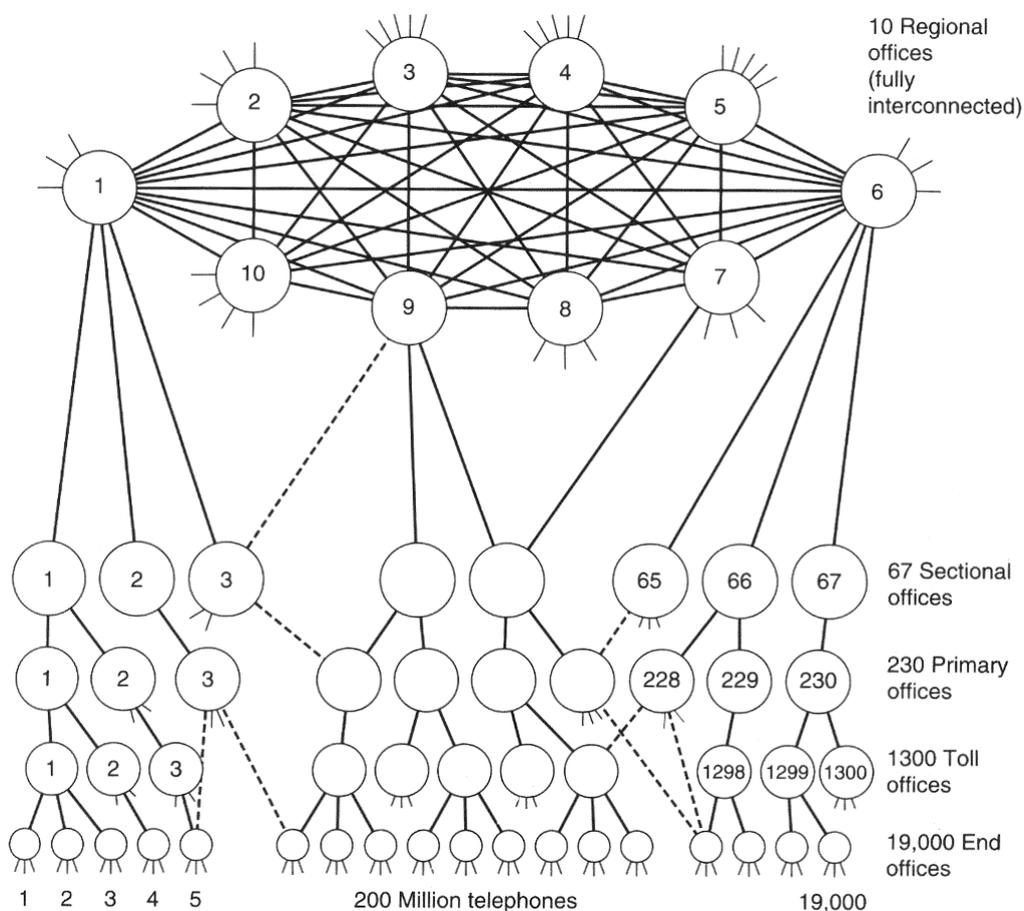


Figura 3.33: Sistema telefônico da AT&T.

- * Há 10 centrais de comutação regional, completamente interconectadas por 45 troncos de fibra ótica de alta largura de banda.
- * Abaixo das centrais regionais existem 67 centrais seccionais, 230 centrais primárias, 1300 centrais toll e 19000 centrais locais.

- * Os 4 níveis inferiores foram conectados originalmente como árvore.
- * As chamadas são geralmente conectadas no nível mais inferior possível.
- * Então, se um assinante conectado à central local 1 chama outro assinante conectado à central local 1, a chamada será completada naquela central.
- * Entretanto, uma chamada de um usuário conectado à central local 1 a um usuário conectado à central local 2 terá que ser feita através da central *toll* 1.
- * Entretanto, uma chamada partindo da central local 1 para a central local 4 irá ter que seguir pela central primária 1 e assim sucessivamente.
- * Com o algoritmo de árvore puro, há apenas uma rota mínima, e esta normalmente precisa ser seguida.
- * Durante anos de operação, as companhias telefônicas notaram que alguns roteadores estavam mais sobrecarregados do que outros (New York/Los Angeles).
- * Ao invés de seguir todo o caminho ao longo da hierarquia, eles simplesmente instalaram troncos diretos para estas rotas sobrecarregadas.
- * Alguns destes troncos diretos são mostrados em linhas tracejadas na Figura 3.33.
- * Como consequência, muitas chamadas podem ser roteadas ao longo de muitos caminhos.
- * A rota que de fato é escolhida é geralmente a mais direta, mas se os troncos necessários ao longo desta rota estão sobrecarregados, uma rota alternativa é escolhida.
- * Este tipo de roteamento complexo é possível devido a dispositivos de comutação.

Chaves *Crossbar*

O tipo mais simples de chave comutadora utilizada no sistema telefônico é a chave *crossbar* (também chamada chave *crosspoint*), mostrada na Figura 3.34.

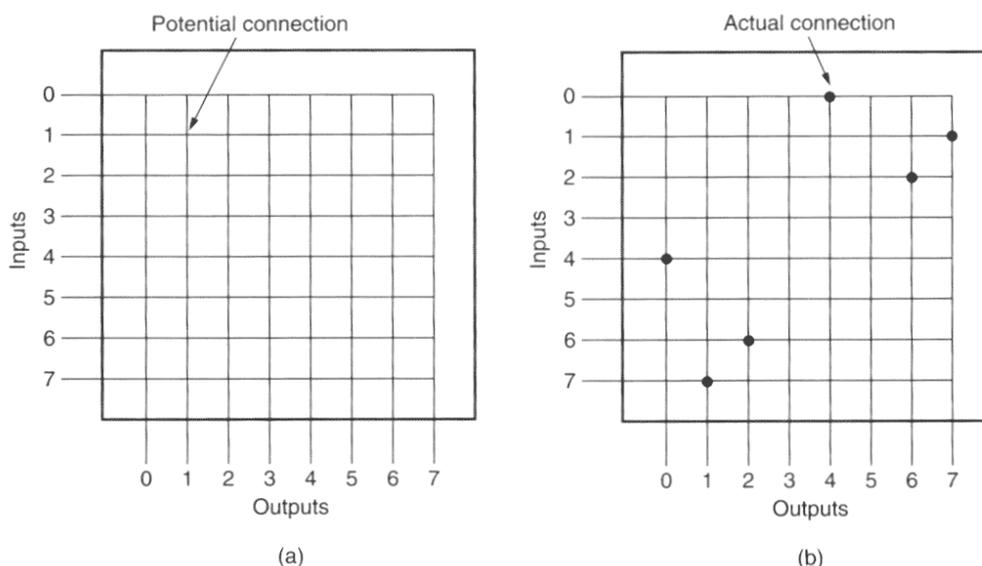
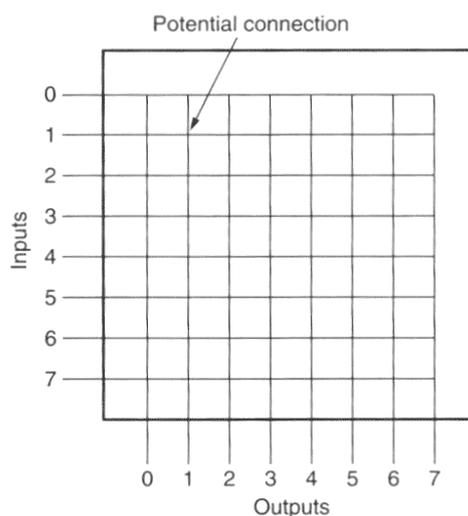


Figura 3.34: Chave *crossbar* (ou chave *crosspoint*).

- Uma chave *crossbar* com n linhas de entrada e n linhas de saída (isto é, n linhas *duplex* completas) terá n^2 intersecções, chamadas *crosspoints*.
- Em uma intersecção uma linha de entrada e uma linha de saída podem ser conectadas através de uma chave semicondutora (conforme mostrado na Figura 3.34 (a)).
- Na Figura 3.34 (b) vemos um exemplo no qual:
 - a linha 0 é conectada à linha 4,
 - a linha 1 é conectada à linha 7,
 - a linha 2 é conectada à linha 6,
 - as linhas 3 e 5 não são conectadas.
- Todos os bits que chegam na chave vindos da linha 4, por exemplo, são imediatamente enviados para a saída da chave sobre a linha 0.

- Uma chave *crossbar* implementa **chaveamento por circuito** emulando uma conexão elétrica direta (como se fossem cabos jumper da 1ª geração de chaves, só que de forma automática e em apenas microssegundos).



- O problema com uma chave *crossbar* é que o nº de cruzamentos cresce com o quadrado do nº de linhas que entram na chave.
- Se assumirmos que todas as linhas são *full duplex* e que não há auto-conexões, somente os pontos de cruzamentos sobre a diagonal são necessários.
- Ainda assim, $n(n-1)/2$ *crosspoints* são necessários.
- Para $n = 1000$, serão necessários 499500 *crosspoints*.
- A construção de um chip VLSI com este número de chaves transistorizadas é possível, mas ter 1000 pinos no chip não é possível.
- Desta forma, uma chave *crossbar* de um único estágio é apenas útil para centrais telefônicas relativamente pequenas.

Chaveamento por Divisão Espacial

Dividindo a chave *crossbar* em pequenos setores e interconectando-os, é possível construir chaves multi-estágios com muito menos *crosspoints*, chamadas **Chaves por Divisão Espacial**.

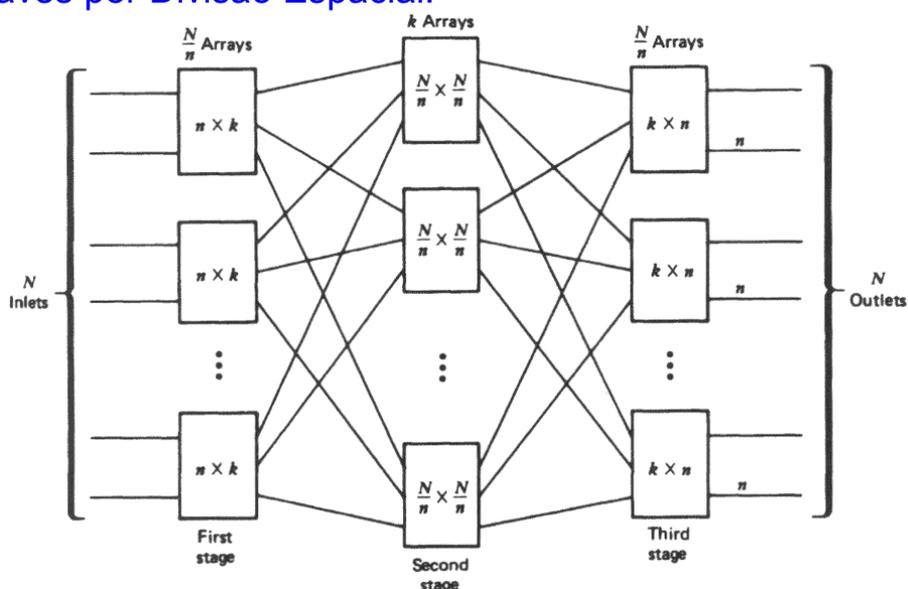


Figura 3.35: Matriz de chaveamento de 3 estágios (por simplicidade, consideraremos chaves com apenas 3 estágios, embora possam contar com maior nº de estágios).

- No exemplo mostrado há um total de N entradas e N saídas.
- Ao invés de construirmos uma chave *crossbar* única com $N \times N$ elementos, construiremos a chave a partir de menores chaves *crossbar* retangulares (matrizes retangulares).
- No 1º estágio, cada *crossbar* tem n entradas, de tal forma que precisamos de N/n chaves (ou matrizes *crossbar*) para lidar com todas as N linhas que chegam na chave. Cada *crossbar* de entrada (do 1º estágio) constitui uma matriz retangular de $n \times k$ elementos.
- O 2º estágio tem k *crossbars*, cada uma com N/n entradas e N/n saídas. Cada *crossbar* intermediária constitui, então, uma matriz de $N/n \times N/n$ elementos e é conectada a cada *crossbar* de entrada e a cada *crossbar* de saída.
- O 3º estágio é uma repetição do 1º estágio de forma reversa, em que cada *crossbar* de saída constitui uma matriz retangular de $k \times n$ elementos.

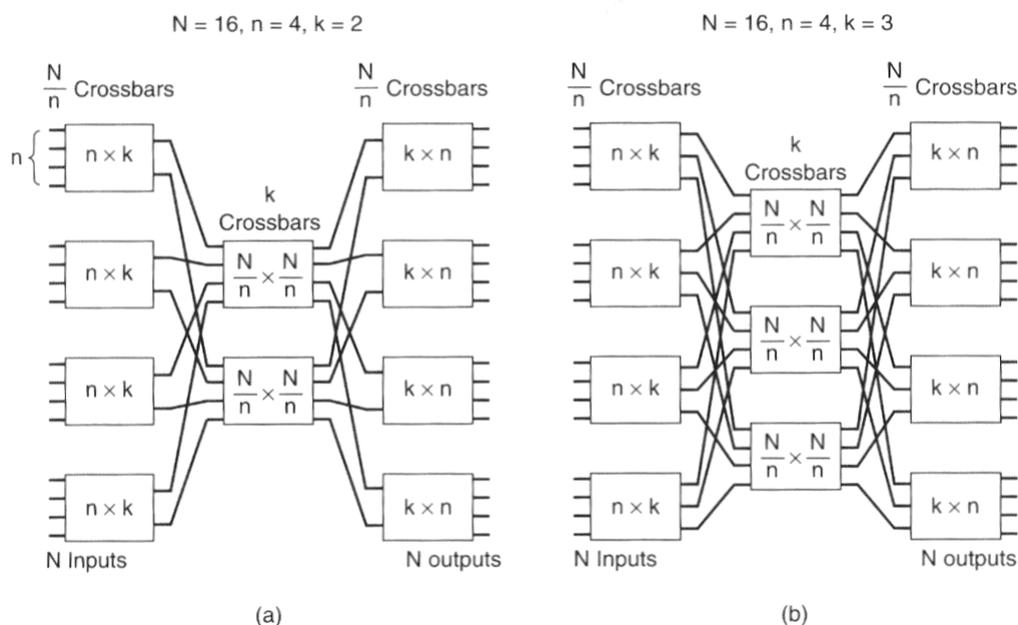


Figura 3.36: Duas Chaves por Divisão Espacial com diferentes parâmetros.

No exemplo da Figura 3.36 são mostradas duas configurações de chaves por divisão espacial.

- * Na Figura 3.36 (a), em que há 2 *crossbar* intermediárias, há 2 caminhos disjuntos partindo de cada entrada para cada saída (dependendo de qual *crossbar* intermediária seja escolhida).
- * Na Figura 3.36 (b), em que há 3 *crossbar* intermediárias, há 3 possíveis caminhos para cada par entrada/saída.
- * Com k estágios intermediários, portanto, haverá k caminhos disjuntos possíveis através da chave para qualquer particular conexão entre entradas e saídas (k é um parâmetro de projeto).
- * Cada um dos k caminhos utiliza uma matriz intermediária separada. Desta forma, uma estrutura multi-estágios provê caminhos alternativos através da chave para prevenir falhas.

- ◆ No 1º estágio, há N/n *crossbars* (matrizes), cada uma delas com nk *crosspoints*, resultando em um total de $(N/n)nk = Nk$ *crosspoints*.
- ◆ No 2º estágio, há k *crossbars* (matrizes), cada uma com $(N/n)^2$ *crosspoints*, resultando em um total de $k(N/n)^2$ *crosspoints*.
- ◆ No 3º estágio, da mesma forma que no 1º, há N/n *crossbars* (matrizes), cada uma delas com nk *crosspoints*, resultando em um total de Nk *crosspoints*.
- ◆ Desta forma, somando os 3 estágios, o nº total de *crosspoints* N_X requeridos para uma chave de 3 estágios pode ser determinado por:

$$N_X = 2kN + k(N/n)^2, \text{ onde:} \quad (3.32)$$

N = nº de entradas-saídas,

n = tamanho de cada grupo entrada-saída e

k = nº de matrizes *crossbar* (ou estágios centrais).

- Assim, para uma chave por divisão espacial com 1000 entradas ($N=1000$) e matrizes *crossbar* de parâmetros $n=50$ e $k=10$, serão necessários somente 24000 *crosspoints*, ao invés dos
- 499500 *crosspoints* requeridos por uma chave *crossbar* 1000x1000 de um único estágio (lembre que, para uma chave *crossbar* de um único estágio com 1000 entradas, são necessários $n(n-1)/2 = 499500$ *crosspoints*).

⇒ No entanto, uma chave de um único estágio não oferece a possibilidade de bloqueios. Desde que o destino da chamada esteja disponível, sempre é possível contar com um *crosspoint* dedicado àquele particular par entrada-saída.

⇒ Já em uma chave por divisão espacial é preciso determinar quantos estágios centrais (k) são necessários para prover serviço com qualidade adequada, pois chaves que utilizam divisão espacial podem bloquear.

Para entender a característica de **bloqueio** de chaves que utilizam divisão espacial, considere a Figura 3.36.

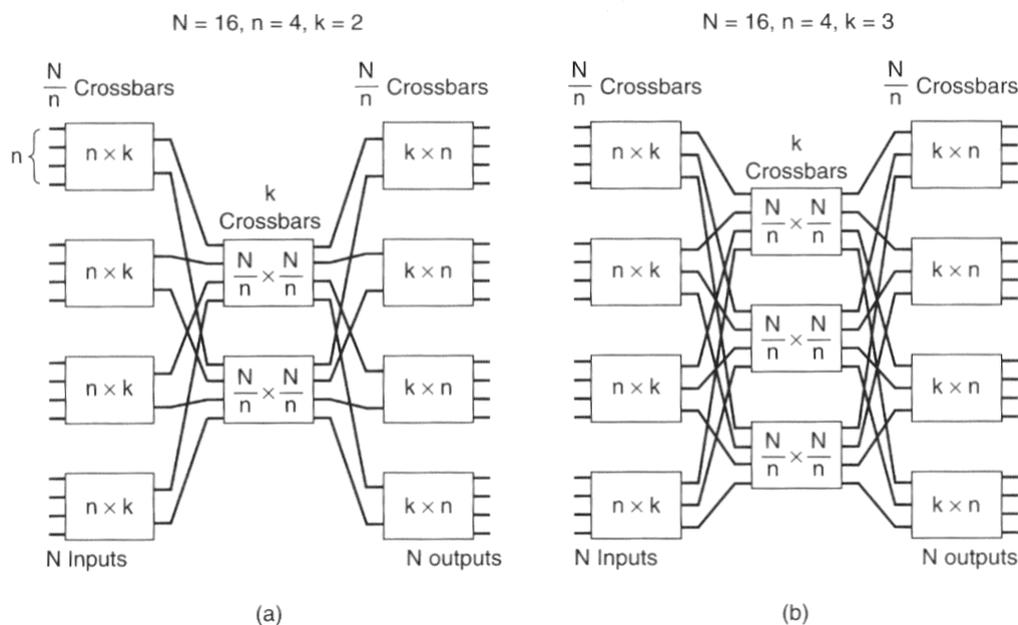


Figura 3.36: Chaves por Divisão Espacial com diferentes parâmetros.

- ◆ Na Figura 3.36 (a), o estágio 2 tem 8 entradas, de tal forma que um máximo de 8 chamadas podem ser conectadas de uma única vez.
- ◆ Quando a 9ª chamada chegar, terá que receber um sinal de ocupado, mesmo que haja uma saída para o destino disponível.
- ◆ Neste contexto, a chave mostrada na Figura 3.36(b) é melhor, lidando com um máximo de 12 chamadas ao invés de 8 por utilizar um maior nº de *crosspoints*.
- ⇒ Algumas vezes, quando se faz uma chamada telefônica, pode-se receber um sinal de ocupado antes de ter terminado de discar. Isso, provavelmente, ocorreu pelo bloqueio de uma parte do caminho através da rede.
- ⇒ **Quanto maior for k , mais cara será a chave e menor a probabilidade de bloqueio.**

Em 1953, Charles Clos (Bell *Labs*) publicou uma análise provando que são necessários $k = 2n - 1$ estágios centrais para que uma chave de três estágios nunca bloqueie chamadas.

A condição para que uma chave não bloqueie pode ser derivada observando que uma conexão através de uma chave de três estágios requer a ocupação de uma matriz de estágio central que possua um *link* desocupado para o terceiro estágio.

Cada uma das matrizes de estágio central particularmente não oferece a possibilidade de bloqueio, pois possui igual n° de entradas e saídas. Assim, o caminho desejado pode ser estabelecido cada vez que uma matriz central com *link* desocupado seja alocada.

Como cada matriz de 1º estágio tem n entradas, somente $n - 1$ destas entradas pode estar ocupada quando a entrada correspondente à conexão desejada está desocupada.

Se $k > n - 1$, no máximo $n - 1$ *links* para uma matriz de estágio central podem estar ocupados.

Da mesma forma, no máximo $n - 1$ *links* para a matriz apropriada de terceiro estágio podem estar ocupados se a saída da conexão desejada está desocupada.

A pior situação para bloqueio é mostrada na Figura 3.37.

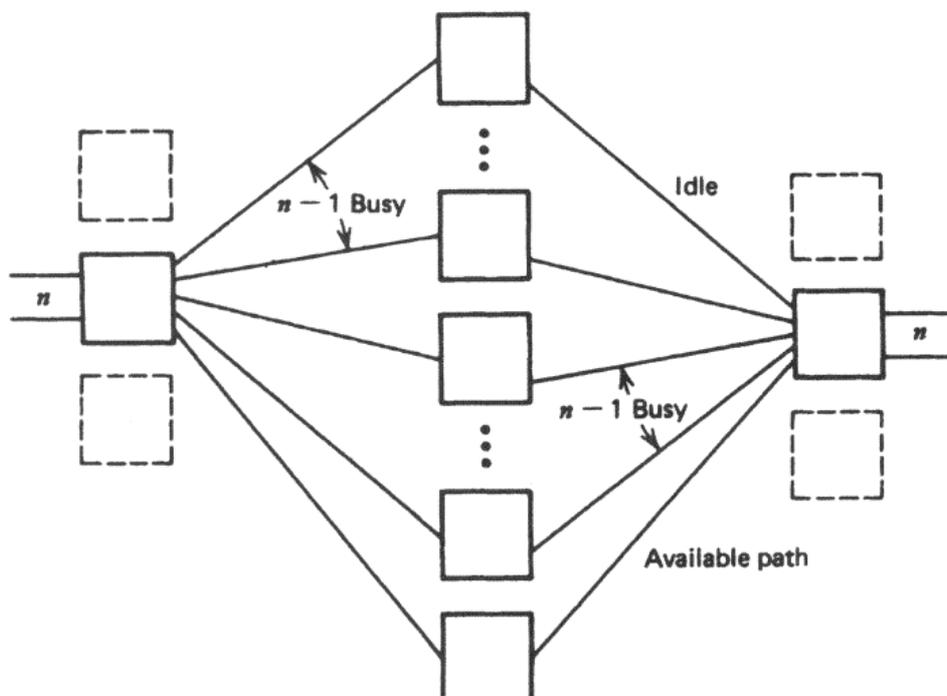


Figura 3.37: Matriz de três estágios para comutação sem bloqueio.

- * Se todos os $n - 1$ links ocupados partindo da matriz do 1º estágio conduzirem a um conjunto de matrizes de estágio central e
- * se todos os $n - 1$ links ocupados para a matriz de terceiro estágio desejada pertencerem a um conjunto separado de matrizes de estágio central,
- * estes dois conjuntos de matrizes de estágio central não estarão disponíveis para estabelecer a conexão desejada.
- * Entretanto, se existir mais uma matriz de estágio central, os links de entrada e saída estarão desocupados e aquela matriz de estágio central poderá ser usada para estabelecer a conexão.
- * Assim, se $k = (n - 1) + (n - 1) + 1 = 2n - 1$, a chave não bloqueará.

Substituindo este valor para k na Equação (3.32) para N_X , teremos:

$$N_X = 2(2n - 1)N + (2n - 1)(N/n)^2 \quad (3.33)$$

⇒ A partir da Equação (3.33) pode ser observado que o nº de *crosspoints* em uma chave de três estágios que não permita bloqueios é dependente de como as entradas e as saídas são particionadas em sub-grupos de tamanho n .

⇒ Derivando a Equação (3.33) para N_X com respeito a n e igualando a derivada a zero, poderá ser determinado o valor ótimo para n que conduzirá à expressão do nº mínimo de *crosspoints* para uma chave de 3 estágios que não permita bloqueios ($n = \sqrt{N/2}$).

⇒ Assim,

$$N_X(\min) = 4N(\sqrt{2N} - 1), \quad (3.34)$$

onde N é o nº total de entradas-saídas.

A Tabela 3.5 apresenta valores de $N_X(\min)$ para várias chaves de 3 estágios que não permitam bloqueio e compara com os valores para o nº de *crosspoints* em uma chave de um único estágio.

Nº de Linhas	Nº de <i>crosspoints</i> para chaves de 3 estágios $N_X(\min)$	Nº de <i>crosspoints</i> para chaves de um único estágio $N_X(\min)$
128	7680	16256
512	63488	261632
2048	516096	4.2 milhões
8192	4.2 milhões	67 milhões
32768	33 milhões	1 bilhão
131072	268 milhões	17 bilhões

- * Uma chave de 3 estágios provê redução significativa em *crosspoints*, particularmente para grandes chaves.
- * No entanto, para tais chaves, o n° de *crosspoints* é proibitivo.
- * A solução para chaves que precisam comutar um grande número de linhas é utilizar mais do que 3 estágios para prover maiores reduções em *crosspoints*.
- * Por exemplo, a chave N° 1 ESS usa uma matriz de chaveamento de 8 estágios que pode servir a mais do que 65000 linhas.
- * No entanto, as maiores reduções em n^{os} de *crosspoints* são obtidas não tanto pelo acréscimo de estágios adicionais em chaves que não permitam bloqueio, mas **permitindo às chaves introduzirem baixas e aceitáveis probabilidades de bloqueio.**
- * Duas heurísticas são utilizadas para determinar probabilidades de bloqueio aceitáveis, que são as heurísticas de:
 1. **C. Y. Lee**
 2. **C. Jacobaeus**

Probabilidades de Bloqueio: Grafos de Lee

- Equipamentos para a rede de telefonia pública são projetados para prover uma certa probabilidade máxima de bloqueio para a hora do dia mais ocupada.
- O valor desta probabilidade de bloqueio é um aspecto que reflete o grau de serviço da companhia telefônica.
- Uma linha telefônica residencial típica está ocupada 5 a 10% do tempo durante a hora mais ocupada do dia.
- Telefones comerciais estão freqüentemente ocupados percentualmente por mais tempo (mais do que de 5 a 10% do tempo) em sua hora mais ocupada (que pode não coincidir com a hora residencial mais ocupada).
- Em qualquer dos casos, ocorrências de bloqueio da ordem de 1% durante a hora ocupada não representam uma redução significativa na habilidade de se comunicar, já que as partes chamadas estarão provavelmente muito mais ocupadas do que 1% (de 5 a 10% do tempo, ou mais) .
- Nestas circunstâncias, as centrais locais e mesmo os PBXs podem ser projetados com reduções significativas em *crosspoints*, permitindo probabilidades de bloqueio aceitáveis.
- Na análise que segue são determinadas as probabilidades de bloqueio de várias estruturas de chaveamento usando porcentagens de utilização (ou "cargas") de *links* individuais.
- A notação p será utilizada, em geral, para representar a fração de tempo que um particular *link* está em uso (isto é, p é a probabilidade de que um *link* esteja ocupado). Em adição à porcentagem de utilização ou carga, p é também chamado ocupância.
- A probabilidade de que um *link* esteja desocupado é denotada por $q = 1 - p$.

Quando qualquer um dos n links paralelos podem ser usados para completar uma conexão, a probabilidade de bloqueio composta B é a probabilidade de que todos os links estejam ocupados e é dada por:

$$B = p^n \quad (3.35)$$

Quando uma série de n links são todos necessários para completar uma conexão, a probabilidade de bloqueio é mais facilmente determinada como sendo 1 menos a probabilidade de não-bloqueio, ou seja:

$$B = 1 - q^n \quad (3.36)$$

- * Um grafo de probabilidade de uma rede de três estágios é mostrado na Figura 3.38.
- * Este grafo relata o fato de que qualquer conexão particular pode ser estabelecida por k diferentes caminhos: um por cada matriz de estágio central.

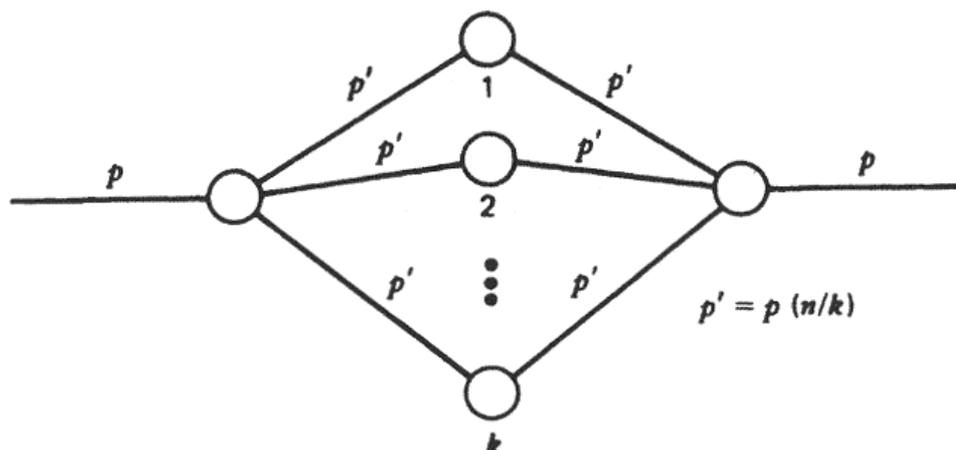


Figura 3.38: Grafo de probabilidade de uma rede de três estágios.

A probabilidade de que qualquer particular *link* inter-estágios esteja ocupado é denotada por p' .

A probabilidade de bloqueio para uma rede de três estágios pode ser determinada por:

$$\begin{aligned}
 B &= \text{probabilidade de que todos os caminhos estejam ocupados} = \\
 &= (\text{probabilidade de que um caminho arbitrário esteja ocupado})^k = \\
 &= (\text{probabilid. de que pelo menos um } link \text{ no caminho esteja ocupado})^k = \\
 &= (1 - q'^2)^k \qquad (3.37)
 \end{aligned}$$

onde:

k é o nº de matrizes de estágio central e

$q' = 1 - p'$ é a probabilidade de que um *link* inter-estágios esteja desocupado.

Se a probabilidade p de que uma entrada esteja ocupada é conhecida, a probabilidade p' de que um *link* inter-estágios esteja ocupado pode ser determinada por

$$p' = \frac{p}{\beta}, \quad (p < \beta), \quad \text{onde } \beta = \frac{k}{n}. \qquad (3.38)$$

A Equação (3.38) para p' mostra que, quando algum nº de entradas (ou saídas) estão ocupadas, o mesmo nº de entradas do 3º estágio estarão também ocupadas.

Entretanto, há $\beta = k/n$ mais *links* inter-estágios do que entradas ou saídas.

Então, a porcentagem de *links* inter-estágios estarem ocupados é reduzida por um fator β .

Substituindo p' na Equação (3.37) para B , teremos uma expressão completa para a probabilidade de bloqueio de uma chave de 3 estágios em termos da utilização da entrada p :

$$B = \left[1 - \left(1 - \frac{p}{\beta} \right)^2 \right]^k \qquad (3.39)$$

A Tabela 3.6 apresenta números de *crosspoints* obtidos para os mesmos tamanhos de chaves apresentados na Tabela 3.5.

O n° de matrizes centrais foi escolhido em cada caso para prover uma probabilidade de bloqueio da ordem de 0.002.

A utilização de entradas em cada exemplo é assumida como 10%.

Note que projetos com menores, mas finitas probabilidades de bloqueio, são significativamente mais baratos do que projetos que não consideram probabilidades de bloqueio.

Tamanho da chave, N	n	k	β	N° de <i>crosspoints</i>	N° de <i>crosspoints</i> para chaves sem bloqueio
128	8	5	0.625	2560	7680 ($k=15$)
512	16	7	0.438	14336	63488 ($k=31$)
2048	32	10	0.313	81920	516096 ($k=63$)
8192	64	15	0.234	491520	4.2 milhões ($k=127$)
32768	128	24	0.188	3.1 milhões	33 milhões ($k=255$)
131072	256	41	0.160	21.5 milhões	268 milhões ($k=511$)

As chaves projetadas assumem que as entradas estão ocupadas apenas 10% (para o caso de centrais locais ou PBXs).

As melhoras significativas em *crosspoints* para chaves grandes são obtidas introduzindo fatores de concentração ($1/\beta$) significativos no estágio intermediário.

Quando a utilização das entradas é maior (como ocorre em chaves *tandem*), maiores fatores de concentração não são aceitáveis, e a necessidade de *crosspoints* aumenta, como pode ser visto na Tabela 3.7, para 70% de entradas ocupadas.

Tamanho da chave, N	n	k	β	Nº de <i>crosspoints</i>	Nº de <i>crosspoints</i> para chaves sem bloqueio
128	8	14	1.75	7168	7680 ($k=15$)
512	16	22	1.38	45056	63488 ($k=31$)
2048	32	37	1.16	303104	516096 ($k=63$)
8192	64	64	1	2.1 milhões	4.2 milhões ($k=127$)
32768	128	116	0.91	33 milhões	33 milhões ($k=255$)
131072	256	216	0.84	268 milhões	268 milhões ($k=511$)

Os resultados mostrados assumem que as entradas estão ocupadas 70% (para o caso de centrais *tandem*).

Os resultados mostrados nas Tabelas 3.6 e 3.7 indicam que chaves muito grandes ainda requerem números proibitivos de *crosspoints*, mesmo quando o bloqueio é permitido.

Chaves muito grandes costumam utilizar mais do que 3 estágios para prover maiores reduções no nº de *crosspoints*.

A Figura 3.39 mostra um diagrama de blocos de uma chave de 5 estágios obtida substituindo cada matriz de estágio central na Figura 3.37 por uma matriz de 3 estágios.

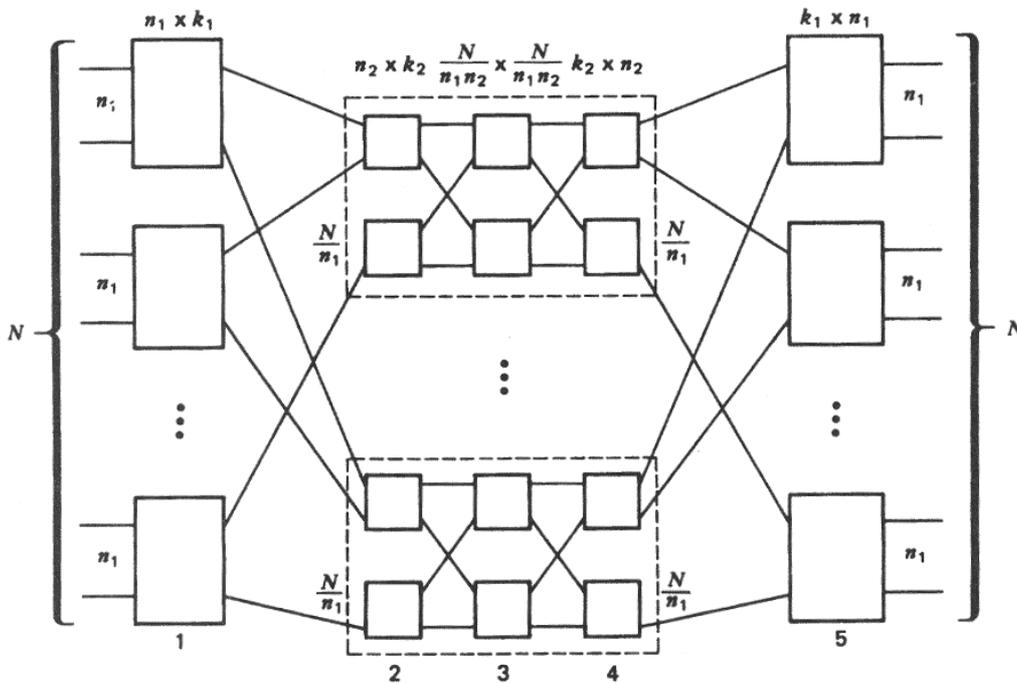


Figura 3.39: Rede de chaveamento de 5 estágios.

Se os 3 estágios intermediários de uma chave de 5 estágios não permitem bloqueio ($k_2 = 2n_2 - 1$), o projeto provê uma economia de 8704 *crosspoints* em cada matriz de estágio central da chave de 3 estágios de 32768 linhas, cujo projeto foi comentado anteriormente.

Assim, um pouco mais do que 1 milhão de *crosspoints* são economizados na chave *tandem* de 32768 linhas mostrada na Tabela 3.7.

Como estágios intermediários não introduzem bloqueio, o desempenho desta chave de 5 estágios é idêntico ao desempenho da chave de 3 estágios.

Naturalmente, um custo mais efetivo seria obtido permitindo quantidades de bloqueio existentes, porém pequenas, nos estágios intermediários.

O grafo de probabilidades de uma chave de 5 estágios é mostrado na Figura 3.40.

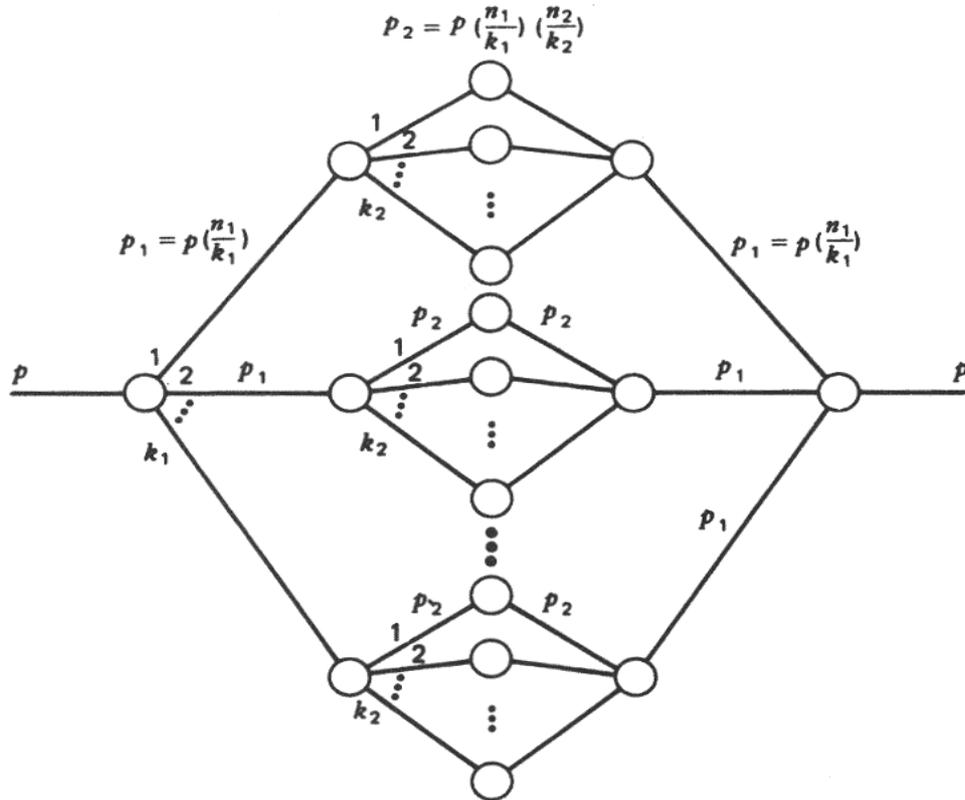


Figura 3.40: Grafo de probabilidade de uma rede de cinco estágios.

A partir deste grafo, a probabilidade de bloqueio é determinada como segue:

$$B = \left\{ 1 - (q_1)^2 \left[1 - (1 - q_2^2)^{k_2} \right] \right\}^{k_1} \quad (3.40)$$

onde $q_1 = 1 - p_1$ e $q_2 = 1 - p_2$.

Uma redução ainda maior de *crosspoints* pode ser obtida usando mais estágios para substituir as matrizes de 3º e 1º estágios.

Por exemplo, o nº total de *crosspoints* na chave de 32000 linhas pode ser reduzido para menos do que 3 milhões.

Probabilidades de Bloqueio: Jacobaeus

- As formulações de probabilidade de bloqueio obtidas dos grafos de probabilidade de Lee são vinculadas a várias simplificações.
- Uma delas envolve expressar a probabilidade de bloqueio composta dos caminhos alternados como o produto das probabilidades de bloqueio de cada caminho individual.
- Este passo assume que as probabilidades individuais são independentes.
- Na verdade, as probabilidades não são independentes, particularmente quando quantidades significativas de expansão estão presentes.

Considere uma matriz de chaveamento com $k = 2n - 1$.

A Equação

$$B = \left[1 - \left(1 - \frac{p}{\beta} \right)^2 \right]^k \quad (3.41)$$

produz uma probabilidade de bloqueio finita para a chave, embora esta chave intrinsecamente não produza qualquer bloqueio.

O resultado equivocado é devido ao fato de que quando $2n - 2$ caminhos estão ocupados, o caminho restante é assumido estar ocupado com uma probabilidade de $1 - (q')^2$.

Na verdade, o caminho remanescente estará necessariamente desocupado.

Em geral, quando existe expansão no espaço, o fato de serem assumidas probabilidades individuais independentes conduz à valores erroneamente altos de bloqueio.

Isto ocorre porque, à medida que mais e mais caminhos são considerados ocupados em uma chave, os caminhos remanescentes serão menos provavelmente usados (apenas um sub-conjunto de n dos *links* inter-estágios pode sempre estar ocupada a qualquer tempo).

Uma análise mais acurada, porém não exata, de matrizes de chaveamento multi-estágios foi apresentada em 1950 por C. Jacobaeus.

Por esta heurística, a equação resultante para uma chave de 3 estágios é

$$B = \frac{(n!)^2}{k!(2n-k)!} p^k (2-p)^{2n-k} \quad (3.42)$$

onde:

n = nº de entradas (saídas) por matriz de 1º-(3º-) estágios,
 k = nº de matrizes de 2º estágio e
 p = utilização das entradas

A Tabela 3.8 compara os dois métodos para cálculo das probabilidades de bloqueio para chaves de três estágios com quantidades variadas de expansão do espaço. Os resultados são obtidos para uma utilização de entradas de 0.7.

Na Tabela observa-se que as duas abordagens apresentam resultados próximos para fatores de expansão β próximos a um, e o mesmo valor para $\beta = 1$, enquanto que a análise dos grafos de Lee produz resultados excessivamente pessimistas para probabilidades e bloqueio quando $\beta > 1$.

Tabela 3.8			
Nº de Estágios Centrais, k	Expansão Espacial β	Equação de Lee	Equação de Jacobaeus
14	0.875	0.548	0.598
16	1	0.221	0.221
20	1.25	0.014	0.007
24	1.5	3.2×10^{-4}	2.7×10^{-5}
28	1.75	3.7×10^{-6}	7.7×10^{-9}
31*	1.94	8.5×10^{-8}	0.1×10^{-12}

Comparação entre as abordagens para análise de probabilidades de bloqueio. (Tamanho da chave $N= 512$, tamanho do grupo de entradas $n=16$ e utilização das entradas $p=0.7$.)

* Não bloqueio.

A Tabela 3.9 apresenta outro tipo de comparação entre as duas abordagens, em que as chaves com concentrações significativas tornadas possíveis através de utilizações relativamente baixas, da ordem de 0.1.

A Tabela 3.9 revela que uma análise dos grafos de Lee consistentemente subestima as probabilidades de bloqueio se grandes fatores de concentração e altas probabilidades de bloqueio são usadas.

Quando necessário, técnicas mais acuradas podem ser usadas para sistemas com alta concentração e alto bloqueio. Entretanto, chaves com altas probabilidades de bloqueio normalmente não representam interesse prático, por isso não são consideradas neste estudo.

Tabela 3.9			
Nº de Estágios Centrais, k	Expansão Espacial β	Equação de Lee	Equação de Jacobaeus
6	0.375	0.0097	0.027
8	0.5	2.8×10^{-4}	8.6×10^{-4}
10	0.625	4.9×10^{-6}	1.5×10^{-5}
12	0.75	5.7×10^{-8}	1.4×10^{-7}
14	0.8575	4.0×10^{-10}	7.8×10^{-10}
16	1	2.9×10^{-12}	2.9×10^{-12}

Comparação entre as abordagens para análise de probabilidades de bloqueio. (Tamanho da chave $N= 512$, tamanho do grupo de entradas $n=16$ e utilização das entradas $p=0.1$.)