

دراسة مقارنة بين بروتوكولات طبقة ربط البيانات

نواعم مسلم*

(تاريخ الإيداع ٢٧ / ١ / ٢٠١٩ . قبل للنشر ٢٥ / ٧ / ٢٠١٩)

الملخص

تضمنت هذه المقالة دراسة مقارنة أداء بروتوكولات طبقة ربط البيانات (Data Link Layer) ؛ بناءً على البارامترات المتعلقة بها؛ كمعدل الخطأ البتي و طول حجم إطار المعطيات، حيث دُرِسَ تأثير الأخطاء على أداء البروتوكول عن طريق استخدام برامج المنصة المخبرية LAN- Trainer والمنفذة باستخدام بيئة البرمجة Visual C++، ومن أجل تقييم الأداء جرى تغيير طول الإطار ورسم منحنيات علاقة الأداء كتابع لاحتمال الخطأ البتي، وتم التوصل إلى أنه كلما زاد معدل الخطأ البتي ينخفض الأداء، وبزيادة حجم إطار المعطيات Frame Size يزداد الأداء .Performance.

وباستخدام برنامج OPNET IT GURU المخصص لمحاكاة شبكات الحاسوب والاتصالات تم التوصل إلى أنه بزيادة التأخير وزيادة عدد المستخدمين ينقص الأداء في الشبكة، وباستخدام تجهيزات شبكية كالمبدلات Switch يكون الأداء أفضل منه عند استخدام المفرعة Hub وعدد التصادمات أقل ومستوى الإشارة المستقبلية أفضل.

الكلمات المفتاحية: طبقة ربط البيانات، البروتوكول، OPNET، معدل الخطأ البتي BER، الأداء .

* ماجستير هندسة اتصالات- قسم هندسة الاتصالات والإلكترونيات- كلية الهندسة الميكانيكية والكهربائية- جامعة دمشق- سورية.

A Comparison Study Between Data Link - Layer Protocols

Nawaem msslem*

(Received 27 / 1 / 2019 . Accepted 25 / 7 / 2019)

ABSTRACT

This article Included a comparison study of performance for Data Link Layer protocols, based on the parameters related to as like as Bit Error Rate and the length of the data frame, were the effect of errors on protocol performance had been studying using Trainer LAN-lab platform software which applied using the visual C++ programming environment, In order to evaluate the performance, the length of frame was changed and the relationship curves were drawn as a sign of the of the bits error probability, and it was concluded that the higher the bit error rate, the lower the performance, and as soon as increasing the data frame size, the performance will increases.

Using OPNET IT GURU Software & program which is specialized to simulate computer networks and communication, It has been concluded that, by increasing delay and increasing the number of users, the network performance will decrease. using network hardware like, switches performance is better, than when using a hub, and the number of collisions is lower, and the level of receive is better.

Key Words : Data Link Layer, Protocols, OPNET, BER Bit Error Rate, Performance.

*Master, Communication Technology Engineering Department, Information and communication Technology Engineering , Tartous University, Syria.

مقدمة:

حققت الشبكات المحلية السلكية انطلاقة سريعة، لتصبح الاتجاه السائد في كثير من الاستخدامات لتسهيل التشارك على المصادر؛ حيث إن توصيل حاسبين أو أكثر فيزيائياً باستخدام واسطة مثل السلك المجدول أو الكبل المحوري أو الليف الضوئي هو الخطوة الأولى فقط في بناء شبكة حاسوبية مفيدة [1]. تتميز تكنولوجيا الشبكات المحلية بالتنوع، والتي تشير إلى المعيار IEEE 802.3. يحدد المعيار بروتوكولات العمل في الطبقة الفيزيائية وطبقة ربط المعطيات من نموذج OSI [7].

يتركز البحث حول دراسة المميزات المثلى لشبكة إيثرنت محلية من خلال تحليل أداء البروتوكولات العاملة في الطبقة الفيزيائية وطبقة ربط المعطيات باستخدام المنصة المخبرية LAN TRAINER، واستخدام برنامج OPNET IT GURU الذي يساعد في تحليل ومحاكاة شبكات محلية سلكية بوجود تجهيزات شبكية مثل Hubs و Switches وأنواع مختلفة من خطوط النقل وبوجود عدد كبير من المستخدمين [5][6].

يوجد مجموعة من المعايير للشبكات المحلية LAN، حيث تحدد هذه المعايير معدلات نقل المعطيات ضمن الشبكة وفقاً للبنى Topology المختلفة التي يمكن بناؤها وأوساط النقل Transmission Media. تشكل الموزعات Hubs و المبدلات Switches كتل البناء الأساسية لأغلب شبكات LAN. يسمى المعيار IEEE 802.3 بالإيثرنت والذي يمكن العمل بمعدلات نقل معطيات مختلفة 10 Mbps, 100 Mbps, 1 Gbps, 10 Gbps. من أجل معدلات نقل المعطيات الأخفض، يستخدم هذا المعيار بروتوكول CSMA/CD في الطبقة الجزئية MAC من الطبقة الثانية والمعروفة باسم طبقة وصلة المعطيات Data Link Layer من طبقات OSI. ومن أجل معدلات نقل معطيات 1 Gbps, 10 Gbps، فإنه يتم استخدام تقنية التوصيل Switched technique، بسبب وجود احتمال لحدوث أخطاء وعدم توافق في معدلات نقل المعطيات بين المرسل والمستقبل، فإن التزامن وتقنيات الربط البيني بحد ذاتها غير كافية. فمن الضروري وجود طبقة للتحكم في كل جهاز يشترك بالاتصال. هذه الطبقة تعرف باسم طبقة وصلة المعطيات DLL، حيث تقدم هذه الطبقة وظائف متعددة كالتحكم بتدفق المعطيات وكشف أخطاء الإرسال وتصحيحها والتحكم بها، والتحكم بالدخول إلى الوسط [1][12].

١- هدف البحث:

إن الهدف الأساسي لطبقة ربط المعطيات هي تمكين جهازين متجاورين في الشبكة من تبادل المعطيات مع بعضهما من خلال اتصال موثوق وفعال.

يهدف هذا البحث إلى دراسة مقارنة أداء بروتوكولات طبقة ربط المعطيات وتحديد الأمثل و الأفضل منها وفقاً لمعدل الخطأ البتي وحجم إطار المعطيات، ولحل مشاكل الإرسال في هذه الطبقة والتحكم بالتدفق وكشف الأخطاء والتحكم بها والتحكم بالدخول إلى الوسط ومحاكاة هذه البروتوكولات في شبكة حاسوبية LAN [2].

٢- منهجية البحث وموارده:

يمكن تلخيص منهجية البحث المتبعة بالخطوات الرئيسة الآتية:

٣-١ - دراسة بروتوكولات طبقة ربط البيانات Data Link Layer.

٣-١-١ - بروتوكول التوقف والانتظار Stop & Wait.

٣-١-٢ - بروتوكولات النافذة المنزلقة Go back N و Selective Repeat.

٣-٢ - بروتوكولات التحكم بالدخول إلى الوسط Medium Access Control MAC:

٣-٢-١ - بروتوكول ALOHA.

٣-٢-٢ - بروتوكول CSMA.

٣-٢-٣ - بروتوكول CSMA/CD.

٣-٣ - محاكاة أداء بروتوكولات طبقة ربط البيانات Data Link Layer وطبقة التحكم بالدخول

إلى الوسط MAC باستخدام لغة ++C Visual.

٣-٤ - محاكاة شبكة إيثرنت باستخدام برنامج OPNET.

٣-١ - دراسة بروتوكولات طبقة ربط البيانات Data Link Layer:

٣-١-١ - بروتوكول التوقف والانتظار Stop & Wait:

تعد طريقة توقف وانتظر أبسط طريقة للتحكم بالتدفق حيث يرسل المرسل الإطار وبعد أن يستقبل المستقبل الإطار يبين رغبته باستقبال إطار آخر وذلك بإرساله رسالة إقرار (ack) بالإطار الذي استقبل للتو، يجب على المرسل أن ينتظر حتى يستقبل الإقرار قبل أن يرسل الإطار التالي، حيث إن المستقبل يمكنه ببساطة حجب الإقرار لإيقاف تدفق المعطيات ويمكن تحسين الأداء عن طريق إرسال الرسالة كإطارات قصيرة وكثيرة العدد وذلك للأسباب الآتية [1]:

- يمكن أن يكون حجم العازل buffer size في المستقبل محدوداً.
- كلما كان الإرسال طويلاً كان احتمال ظهور الأخطاء أكبر، وهذا يتطلب تجزئة الكتل الكبيرة إلى كتل أصغر، فعند إرسال إطارات صغيرة يتم كشف الأخطاء بسرعة أكبر، كما أن كمية المعطيات التي يجب إعادة إرسالها تكون أقل في حال الخطأ.
- في الأوساط التشاركية مثل LAN ليس من المرغوب عادة السماح لمحطة ما أن تشغل الوسط مدةً طويلة لأن ذلك يسبب تأخير كبير للمحطات الأخرى.

لكن هناك ملاحظة مهمة عند استخدام عدة إطارات للرسالة الواحدة قد تصبح طريقة توقف وانتظر غير مناسبة، وجوهر المسألة هو أن إطاراً واحداً يرسل في لحظة ما. ولشرح هذه المسألة نفرض أن الطول البت للوصلة B أكبر من طول الإطار L نعرف الثابت a حيث $(a=B/L)$ أي $(a>1)$ ونعرف ما يلي:

زمن تأخير الانتشار t_{prop} : هو الزمن الذي يستغرقه البت للانتقال من المرسل إلى المستقبل.

زمن الإرسال t_{trans} : هو الزمن الذي تستغرقه المحطة لإرسال كافة بتات الإطار ويتم جعله قياسياً

$$إلى واحد \cdot a = \frac{t_{prop}}{t_{trans}} = \frac{B}{L}$$

- عندما يكون $(a<1)$: زمن الانتشار أصغر من زمن الإرسال وهنا يكون الإطار طويلاً بشكل كاف بحيث إن البت الأول للإطار يصل إلى المستقبل قبل أن يكمل المرسل إرسال الإطار.

- عندما يكون $(a > 1)$: زمن الانتشار أكبر من زمن إرسال الإطار وهنا يكمل المرسل إرسال الإطار قبل أن يصل البت الأول منه إلى المستقبل، وإن الخط يستخدم بشكل أقل من إمكانيات الاستخدام القصوى.

تحدد الكفاءة الأعظمية من نقطة لنقطة تعمل بنظام Half Duplex باستخدام طريقة توقف وانتظر بالاستخدام الأعظمي للوصلة وبما أن كل إطار يحوي بتات زائدة overhead bits فإن الاستخدام الفعلي للوصلة يكون أخفض، كما أن الأخطاء وتكرار بعض الإطارات تؤثر على إرسال القناة بإنقاص قيمة الفعالية للإرسال والأداء، وبزيادة التأخير المنتج في عرض الحزمة ينقص الأداء والذي يمثل سعة الخط بين المرسل والمستقبل.

٣-١-٢- التحكم بالتدفق وفق بروتوكولات النافذة المنزلة:

لتحسين فعالية الإرسال عما هو عليه في بروتوكول التوقف والانتظار نرسل أكثر من إطار، أي جعل القناة مشغولة في حين أن المرسل ينتظر وصول إقرارات عنها من قبل الطرف المستقبل، كما أننا نبقى على نسخ من الإطارات عند المرسل، هنا يمكننا زيادة الكفاءة بالسماح لأكثر من إطار بالانتقال بالوقت نفسه؛ وستتعرف على إمكانية تحقيق ذلك لمحطتين A, B من خلال وصلة تعمل بشكل كامل full duplex [6][9]. يسمح لـ A بإرسال W إطار دون أن ينتظر إشعار إقرار ack ولمعرفة الإطار الذي تم إقراره يعلم كل إطار برقم تسلسلي ويُقر B بالإطار عن طريق إرسال إقرار يحوي الرقم التسلسلي للإطار المتوقع؛ ويعني ذلك الإقرار أن B جاهز لاستقبال الإطارات W الآتية بدءاً من الرقم المحدد، تخصص B مساحة تخزينية buffer space لـ W إطار، يمكن استخدام هذا الأسلوب لإقرار الإطارات المتعددة.

يسمى هذا النوع من العمل بالتحكم بالتدفق وفق نافذة منزلة Sliding Window Flow Control، إذا كان حقل الرقم التسلسلي مكوناً من k بت فإن الرقم التسلسلي يكون $[0 \div 2^k - 1]$ أي ترقيم 2^k module، التحكم بالتدفق وفق نافذة منزلة أكثر كفاءة من التحكم بالتدفق وفق طريقة توقف وانتظر؛ والسبب هو أن طريقة النافذة المنزلة تعد وصلة النقل كأنبوب يمكن أن يملأ بالإطارات، وبالعكس في طريقة توقف وانتظر فإن إطاراً واحداً يمكن أن يوجد في الأنبوب في وقت ما. وبروتوكولات النافذة المنزلة هي go back N وبروتوكول طلب إعادة الانتقائي selective repeat ARQ، إن بروتوكول طلب إعادة الانتقائي ARQ يعد أكثر فعالية لوصلة ذات ضجيج وهنا احتمالية الأخطاء وضرر للإطارات كبير [9]، ويحدث هنا بطء في إرسال الإطارات، حيث يقوم المرسل بإرسال N إطار ووفق هذا البروتوكول يتم إعادة إرسال الإطار المتضرر فقط [9].

عندما $W=1$ فإن بروتوكول ARQ و go back N يخفض إلى بروتوكول Stop & Wait. يعد بروتوكول الرفض الانتقائي أكثر كفاءة ويستخدم في وصلات الأقمار الصناعية حيث يكون تأخير الانتشار كبيراً.

٣-٢- بروتوكولات التحكم بالدخول إلى الوسط MAC :

إن الوصل الفيزيائي سلكياً بين حاسبين أو أكثر هو الخطوة الأولى فقط في بناء شبكة حاسوبية مفيدة. حيث يمكن للحواسيب تبادل إشارات كهربائية أو ضوئية التي تمثل تدفقاً من الخانات. الخطوة الآتية هي إيجاد آلية للتبادل المنظم لعدد كبير من الرزم بين أزواج محددة من الحواسيب في الشبكة؛ لذا نحن بحاجة لتعريف بداية كل رزمة ونهايتها، وإسناد عنوان وحيد لكل حاسب وللتأكيد أنه فقط حاسب واحد يستخدم الوسط الفيزيائي في لحظة ما [13].

٣-٢-١- بروتوكول ALOHA:

تُرسل الرسائل حالما تصبح متاحة، وبالتالي تنتج في أقل قدر ممكن من التأخير، من وقت لآخر سينتج تصادم بين إطارات الإرسال ولكن يتم معاملة ذلك كأخطاء إرسال. وعملية الكشف عن هذه الأخطاء يمكن أن تحدث بإعادة الإرسال. عندما تكون حركة مرور الإشارات قليلة جداً، فإن احتمال حدوث التصادم يكون صغيراً جداً، وبالتالي عملية إعادة الإرسال لا تتطلب أن تحدث بشكل متكرر وأكثر من محطة يمكن أن تتأثر عند حدوث تصادم الإطارات وبالتالي تكون هناك حاجة لإعادة الإرسال أكثر من مرة [8][10].

هذا التفاعل بين المحطات ينتج تغذية عكسية يمكن أن تطلق تصادمات إضافية. على سبيل المثال، إذا كانت المحطات تستخدم نفس قيم الفواصل الزمنية time out وتجدول إعادة إرسالها بالطريقة نفسها، فإن عمليات الإرسال اللاحقة سيجد فيها تصادمات أيضاً. من أجل ذلك فإن مخطط ALOHA يحتاج إلى أن تستخدم المحطات خوارزمية back off والتي تختار بشكل نموذجي عدداً عشوائياً عند مجالات

(فواصل) زمنية محددة لإعادة الإرسال. هذه العملية العشوائية مقصودة لنشر إعادة الإرسال وتخفيض أرجحية تصادمات إضافية بين المحطات. ومع ذلك فإن أرجحية التصادمات تزداد بعد كل تصادم إطار.

وقد قدم Abramson حلاً لتبسيط افتراض أن خوارزمية back off تنشر إعادة الإرسال وبالتالي إرسال إطارات جديدة وإطارات معاد إرسالها متساوية الاحتمال في الحدوث عند أي لحظة زمنية [9]. وهذا يقتضي أن عدد الإطارات المرسله ضمن حيز زمني تمتلك توزيع poisson بعدد متوسط للوصلات بمقدار 2G لكل 2X ثانية.

بشكل مختصر يمتلك بروتوكول ALOHA معدل نقل معطيات فعلي أعظمي بمقدار 18.4 أي أن 81.6 من عرض حزمة النقل متاح يتم إضاعته فعلياً بسبب الفقد من تصادم الإطارات، إن الأداء الفعلي throughput يتضمن الافتراض بأن عملية الوصول أكثر كمية وتتبع توزيع بواسون بعدد متوسط من محاولات الوصول بمقدار 2G لكل 2X ثانية والقيمة الأعظمية للنقل تحدث عندما $G = \frac{1}{2}$ [10].

٣-٢-٢- بروتوكول CSMA:

في ALOHA ترسل عقدة ما متى رغبت بالإرسال بغض النظر عن نشاط العقد الأخرى. وبوجود حمولة عالية، وجدنا أن التعارضات المتكررة يمكن أن تؤدي إلى نقصان شديد في قيمة الأداء، نستطيع تعديل بروتوكول الإرسال ليطلب من عقدة ما أن تصغي للشبكة قبل الإرسال. فقط إذا كانت الشبكة خاملة (Idle) يسمح للعقدة بالإرسال. هذا ما يطلق عليه الدخول المتعدد بتحسس الحامل (CSMA) [8].

ما يزال ممكناً حصول تعارضات بسبب التأخير غير الصفري بين التحسس (sensing) والبداية الفعلية للإرسال وتأخير الانتشار للإشارة على طول الباص حتى المحطات الأخرى، يحتمل أن يكون CSMA فعالاً في الشبكات الصغيرة وذات السرعة المنخفضة أو في الشبكات الأكبر وذات السرعة الأعلى مع رزم كبيرة جداً.

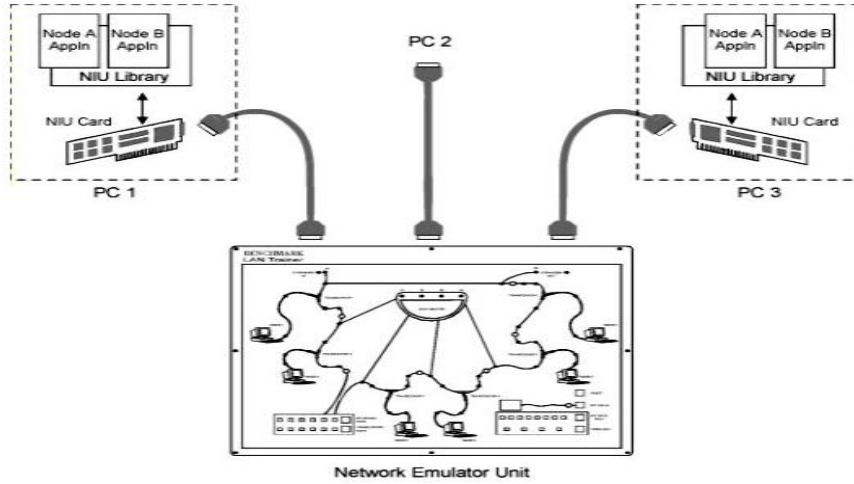
٣-٢-٣- بروتوكول CSMA/CD:

في بروتوكول الدخول المتعدد بتحسس الحامل CSMA حالما تبدأ عقدة ما بالإرسال فإنها تستمر حتى نهاية رزمتها وإن وجد تعارض ما. بما أن التعارض يحدث أثناء الفترة غير المحصنة (vulnerable period)، التي هي عادة أصغر بكثير من زمن إرسال الرزمة، فإنه يوجد مقدار معتبر من الإرسال غير الضروري. بواسطة كشف التعارض وإيقاف الإرسال فوراً يتم تحرير القناة لمحاولات إرسال أخرى. فإن قيمة الأداء في حالة CSMA/CD لا تهبط إلى الصفر كما في حالة CSMA و ALOHA [8].

٣-٣- محاكاة أداء بروتوكولات طبقة ربط المعطيات باستخدام لغة ++VisualC:

من أجل محاكاة بروتوكولات طبقة ربط البيانات سنفترض وجود شبكة محلية LAN مبنية في

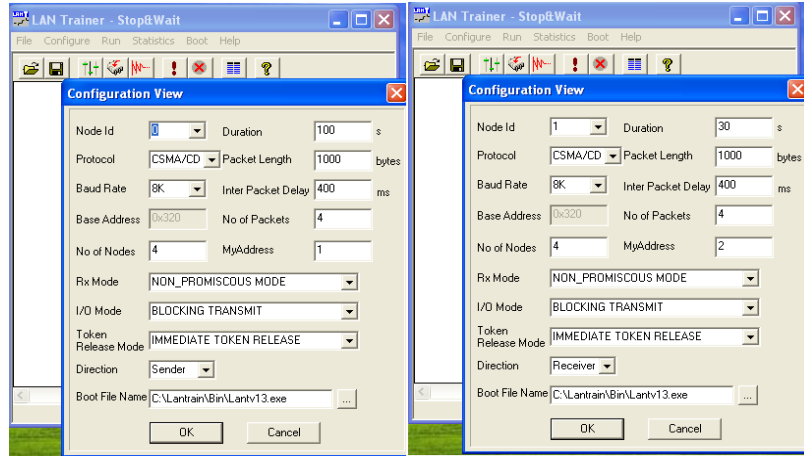
الشكل (1).



الشكل (1) المنصة المخبرية لشبكة محلية LAN.

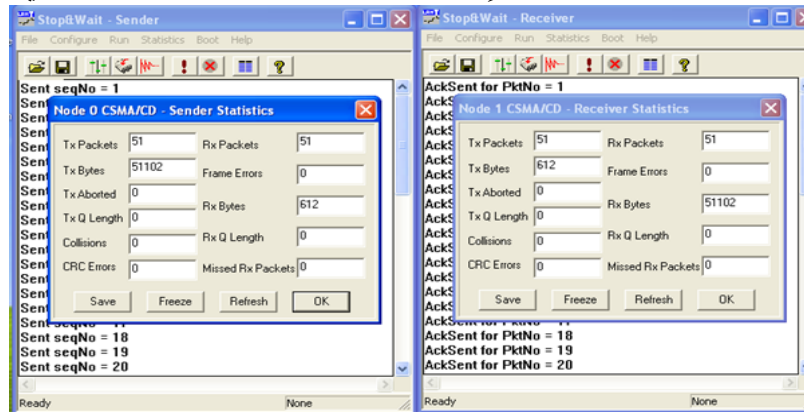
بداية يتم وضع البارامترات كما هو مبين في الشكل (2)، وبعد تجهيز عقدتي المرسل والمستقبل يتم

تحميلها إلى كرت الشبكة الذي يحاكي حاسبين [5].



الشكل (2) واجهة وضع بارامترات التجربة لعقدتي المرسل والمستقبل.

يتم تحديد البروتوكول المستخدم وإجراء المحاكاة وتسجيل النتائج كما هو مبين في الشكل (3).



الشكل (3) واجهة تنفيذ لعقدتي المرسل والمستقبل.

3-3-1- محاكاة لأداء بروتوكول Stop & Wait:

التوقف والانتظار هي التقنية الأبسط لتأمين نقل معطيات موثوق إلى التطبيق، ويكون فعالاً عندما يكون معدل الخطأ والتأخير من النهاية إلى النهاية منخفضاً. سيتم تقييم النظام من خلال دراسة منحنيات الأداء مقابل عدة قيم للخطأ البتي، من أجل أطوال رزمة (100 و 1000) Byte ومعدل معطيات (8kbps).

يتبين من الجدولين (1) و(2) قيم التقييم لمعدل نقل المعطيات الفعلي لكل من طولي الرزمة المحددين مقابل بعض القيم من الفواصل الزمنية، من أجل طول رزمة 1000 Byte إن أفضل قيمة للفواصل الزمني هي 3000 msec، ومن أجل طول رزمة 100 Byte إن أفضل قيمة للفواصل الزمني هي 400 msec [8][2].

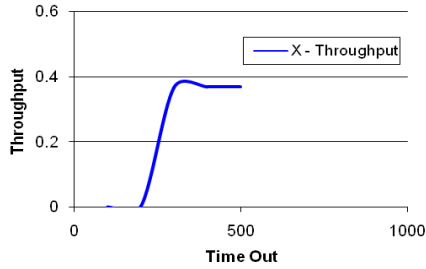
الجدول (1) نتائج تنفيذ التجربة لبروتوكول التوقف والانتظار.

Time out (msec)	Received data Packet by Receiver	Acknowledgement Received by Sender	Successful Transmitted	X-Throughput
1000	5	5	1	0.01
1500	8	4	4	0.04
2000	52	52	51	0.51
3000	55	55	54	0.54
4000	54	54	53	0.53

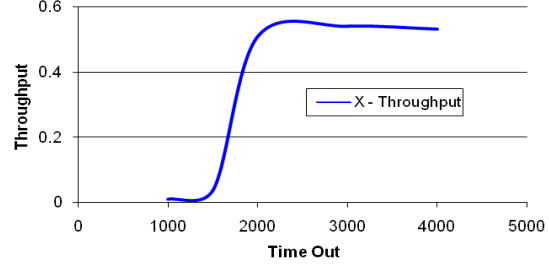
الجدول (2) نتائج تنفيذ التجربة لبروتوكول التوقف والانتظار.

Time out(ms ec)	Received data packet by Receiver	Acknowledgement Received by Sender	Successful Transmitted	X-Throughput
100	10	6	1	0.001
200	16	11	4	0.004
300	368	368	367	0.367
400	370	370	369	0.369
500	372	372	370	0.37

Time out Vs Throughput



Time out Vs Throughput



الشكل (4) time out لبروتوكول Stop&Wait من أجل إطار بطول $L=1000\text{Byte}$, $L=100\text{Byte}$

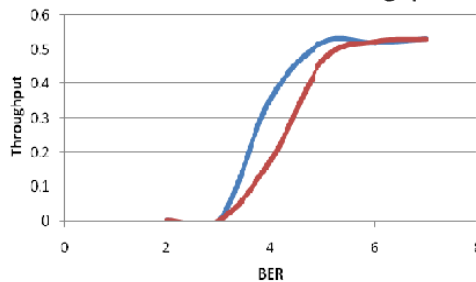
الجدول (3) قيم أداء Stop&Wait مع قيم مختلفة ل BER من أجل $L=1000\text{Byte}$.

BER	Received data Packet by Receiver	Acknowledgement Received by Sender	Successful Transmitted	X-Throughput	Actual-x
6	53	53	52	0.52	0.523263498
5	54	54	52	0.52	0.467580324
4	44	37	36	0.36	0.178784224
3	4	0	0	0	0.000110497
2	1	0	0	0	#DIV/0

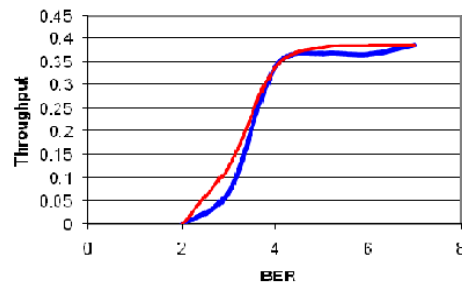
الجدول (4) قيم أداء Stop &Wait مع قيم مختلفة ل BER من أجل $L=100\text{Byte}$.

BER	Received data Packet by Receiver	Acknowledgement Received by Sender	Successful Transmitted	X-Throughput	Actual-x
6	369	368	367	0.367	0.386
5	370	369	368	0.368	0.385482241
4	357	343	340	0.34	0.338660451
3	105	71	71	0.071	0.126215037
2	4	0	0	0	7.41208E-05

BER Vs Throughput



BER Vs Throughput

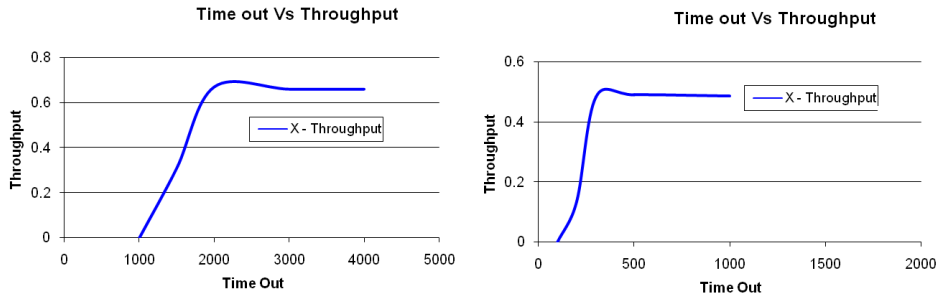


الشكل (5) أداء بروتوكول التوقف والانتظار مع قيم مختلفة ل BER ، $L=100, 1000\text{Byte}$

من خلال المنحنيات المبينة يتبين أنه كلما زاد معدل الخطأ البتي ينقص قيمة الأداء Stop &Wait، من أجل $L=1000\text{Byte}$ تكون قيمة الأداء 52% عند خطأ بتي 10^{-5} ، ومن أجل $L=100\text{Byte}$ تكون قيمة الأداء مساوية إلى 36% من أجل معدل الخطأ البتي نفسه.

٣-٢- محاكاة أداء بروتوكول النافذة المنزلة N go back :

إن النافذة المنزقة تقنية فعالة لتأمين نقل موثوق إلى التطبيق، وهي فعالة مع تأخير عالٍ من نهاية إلى نهاية شريطة أن يكون حجم النافذة كبيراً كفاية. طالما أن go back N يستخدم على نطاق واسع بسبب إمكانية تحقيقه عند معدلات خطأ عالية يبين الشكل (6) أداء بروتوكول Go back N.



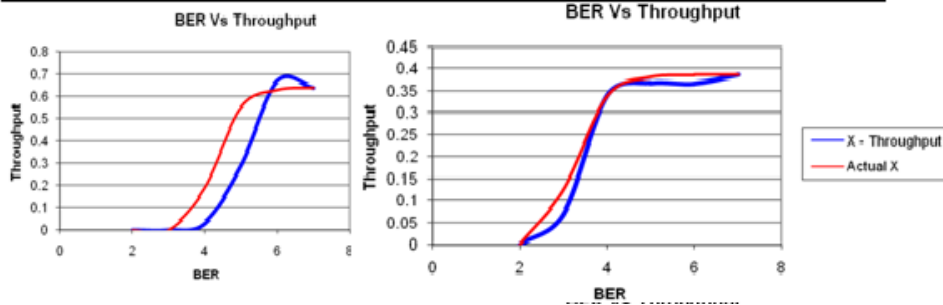
الشكل (6) time out لبروتوكول Go back N من أجل إطار بطول $L=1000$ Byte ، $L=100$ Byte ، فإن أفضل قيمة للفاصل الزمني time out لبروتوكول النافذة المنزقة Go back N من أجل طول رزمة ($L=1000$ byte)، فإن أفضل قيمة للفاصل الزمني time out=3000 msec ، ومن أجل طول رزمة ($L=100$ byte) ، فإن أفضل قيمة للفاصل الزمني time out=1000 msec ، كما هو مبين في الشكل (6).

الجدول (5) قيم أداء Go back N مع قيم مختلفة ل BER.

BER	Received data Packet by Receiver	Acknowledgment Received by Sender	Successful Transmitted	X-Throughput	Actual-x
6	69	69	67	0.67	0.630202879
5	45	41	29	0.29	0.551153212
4	18	7	3	0.03	0.189787813
3	9	0	0	0	0.000110501
2	5	0	0	0	#DIV/0!

الجدول (6) قيم أداء Go back N مع قيم مختلفة ل BER.

BER	Received data Packet by Receiver	Acknowledgment Received by Sender	Successful Transmitted	X-Throughput	Actual-x
6	489	481	457	0.457	0.48593711
5	475	483	481	0.481	0.468058288
4	424	373	349	0.349	0.338484288
3	83	23	18	0.018	0.065019888
2	13	0	0	0	2.98522E-05



الشكل (7) أداء بروتوكول Go back N من أجل إطار بطول $L=1000$ Byte ، $L=100$ Byte ،

تبين المنحنيات في الشكل (7) أنه كلما زاد معدل الخطأ البتي ينقص قيمة الأداء Go back N.

3-3-3- محاكاة أداء بروتوكول التحكم بالدخول إلى الوسط ALOHA:

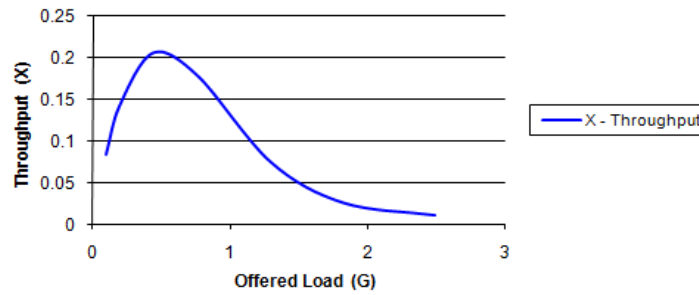
نتيجة المحاكاة تبين أن قيمة الأداء الأعظمية لإستراتيجية ALOHA هي حوالي 18.3% كما هو مبين في الشكل (8)؛ ويتحقق ذلك عندما يساوي معدل وصول الرزم سعة الباص، إن هذا البروتوكول يعمل بشكل جيد من أجل حمولات منخفضة، وعندما تزداد الحمولة ستفقد

الإرساليات بسبب التعارضات وستهبط قيمة الأداء إلى ما يقارب الصفر، وتتسبب الترويسة بأخطاء في حساب قيمة الحمولة المقدمة، حيث يمكن تصغير تأثير الترويسة بجعل زمن إرسال الرزم والزمن ما بين الرزم كبيراً بالنسبة إلى الترويسة.

الجدول (7) قيم أداء ALOHA مع قيم مختلفة لأزمنة وصول الباكيتات.

IPD	Tx Node1	Tx Node 2	Tx Node 3	Tx Node 4	G - Offered Load	X - Throughput
4000	23	19	25	16	0.101	0.083
2000	36	35	38	33	0.2	0.142
800	54	48	43	60	0.444	0.205
400	52	41	39	45	0.766	0.177
200	18	26	11	19	1.293	0.074
100	10	1	4	10	1.82	0.025
40	4	0	0	6	2.484	0.01

Offered Load Vs Throughput



الشكل (8) أداء بروتوكول ALOHA من أجل $L=100\text{Byte}$ مع قيم مختلفة للحمولة.

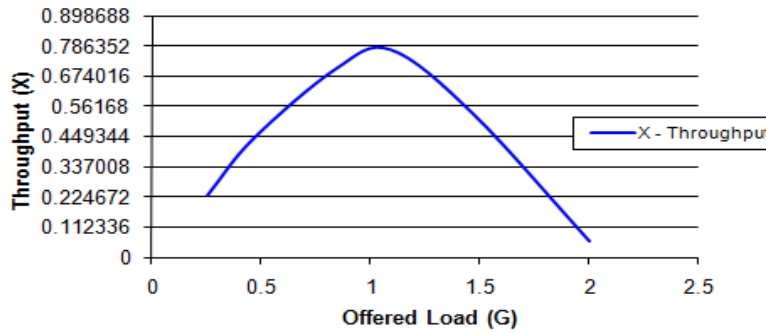
٣-٣-٤ - محاكاة أداء بروتوكول التحكم بالدخول إلى الوسط CSMA:

في هذا البروتوكول يطلب من العقدة أن تصغي للشبكة قبل الإرسال؛ فإذا كانت الشبكة خاملة يسمح للعقدة بالإرسال وهذا ما يسمى الدخول المتعدد مع تحسس الحامل، والبارامتر المهم في بروتوكولات MAC هو تأخير الانتشار من نهاية إلى نهاية، فعندما يزداد تأخير الانتشار تنقص قيمة الأداء وهذا ناتج عن نقصان طول الرزمة أو زيادة في المسافة.

الجدول (8) قيم أداء CSMA مع قيم مختلفة لأزمنة وصول الباكيتات من أجل $L=1000\text{ Byte}$.

IPD	Tx Node1	Tx Node 2	Tx Node 3	Tx Node 4	G - Offered Load	X - Throughput
16000	8	4	4	7	0.25	0.23
8000	11	11	12	10	0.46	0.44
4000	17	16	18	19	0.84	0.7
2000	18	20	18	21	1.09	0.77
1000	10	18	10	15	1.47	0.53
400	1	2	2	1	2	0.06

Offered Load Vs Throughput



الشكل (9) أداء بروتوكول CSMA من أجل $L=1000\text{Byte}$ مع قيم مختلفة للحمولة.

إن أداء بروتوكول CSMA من أجل طول رزمة بيانات $L=100\text{ Byte}$ يكون 60% ومن أجل طول باكيت $P=1000\text{ Byte}$ ويصل إلى 78% أي بزيادة طول الباكيت يصبح أداء بروتوكول CSMA أفضل.

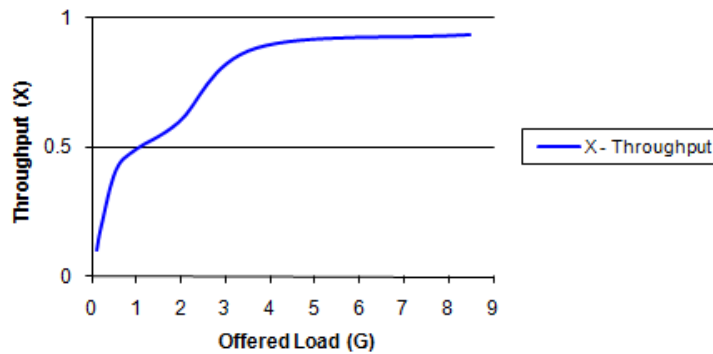
٣-٥- نتائج محاكاة أداء بروتوكول التحكم بالدخول إلى الوسط CSMA/CD:

إن هذا البروتوكول أكثر تعقيداً من ALOHA و CSMA حيث تقوم المحطة الراغبة بالإرسال بتحسس القناة؛ فإن وجدت خالية تقوم بالإرسال وتستقبل بشكل متوازٍ مع الإرسال، فإن حصل تصادم تكتشف ذلك وتتوقف عن الإرسال لتكرر ذلك من البداية، ويبين الشكل (10) أداء هذا البروتوكول من أجل طول رزمة $L=1000\text{Byte}$.

الجدول (9) قيم أداء CSMA مع قيم مختلفة لأزمنة وصول الباكيتات

IPD	Tx Node1	Tx Node 2	Tx Node 3	Tx Node 4	G - Offered	X - Throughput	Avg Delay D	Log (D)
4000	26	25	26	26	0.103	0.103	3989.25	8.291358522
2000	46	53	46	54	0.208	0.199	2063.75	7.632279995
800	96	107	102	106	0.53	0.411	973.5	6.880897825
400	88	160	114	131	0.981	0.493	850.75	6.746118313
200	200	231	84	83	1.941	0.598	784	6.66440902
100	398	458	14	16	3.697	0.886	200	5.298317367
40	313	591	17	16	8.477	0.937	176.25	5.171903442

Offered Load Vs Throughput



الشكل (10) أداء بروتوكول CSMA/CD من أجل $L=1000\text{ Byte}$ مع قيم مختلفة للحمولة.

٤-٣ - محاكاة شبكة إترنت باستخدام برنامج OPNET:

برنامج OPNET يزود ببيئة شبكات افتراضية لتبيان سلوك شبكات إترنت المحلية وتزود ببيئة تطوير شاملة لتحليل أداء ومحاكاة شبكات الاتصال، واكتساب المهارات وإدارة البنية التحتية للشبكات، باستخدام برمجيات OPNET لفهم أداء الشبكات [4]، سنقتصر في هذا المقال على تمثيل أداء المبدلات Switches والموزعات hubs ومستوى الإشارات المرسل والمستقبل والتصادمات Collision [3].

٣-٤-١ تمثيل أداء مبدلة لشبكة LAN عالية السرعة باستخدام OPNET:

إن المبدل Switch [4] هو جزء أساسي في الشبكات، وتكون على مستوى طبقة ربط البيانات وتوصل المبدلات إلى عقد الشبكة المحلية، حيث إن كل مشترك يستطيع إرسال المعلومات في الوقت نفسه وبالسرعته نفسها، حيث إن كل العقد تستخدم 10 Mbps وتحافظ المبدلات على الوصلة، علماً أن كل جهاز يوصل إلى منفذ المبدلة وبزيادة عدد الرزم في الشبكة يزداد طول الصف في كل مسار وهذا يؤدي بدوره إلى تأخير كبير في الشبكة، وهبوط في مستوى الإشارة المستقبلية، إذاً المهمة الأساسية للمبدلة هي أخذ الإطارات الواصلة على المنفذ وإرسالها في الاتجاه الصحيح، كما أنها تسمح بالإرسال والاستقبال بالوقت نفسه، وبالتالي لها تأثير مضاعف للسرعة في الشبكة، إن العامل الأساسي لازدحام الشبكة متعلق بتصميم الشبكة وعرض الحزمة، كما أن المرور الكلي في الشبكة يجعل أداء الشبكة أفضل؛ ولكن يؤخر في بعض الخصائص المهمة (مصدر الحركة Traffic sint - حجم الإطار Frame size - التأخير الزمني Delay (sec) - traffic received - وعدد التصادمات Collision).

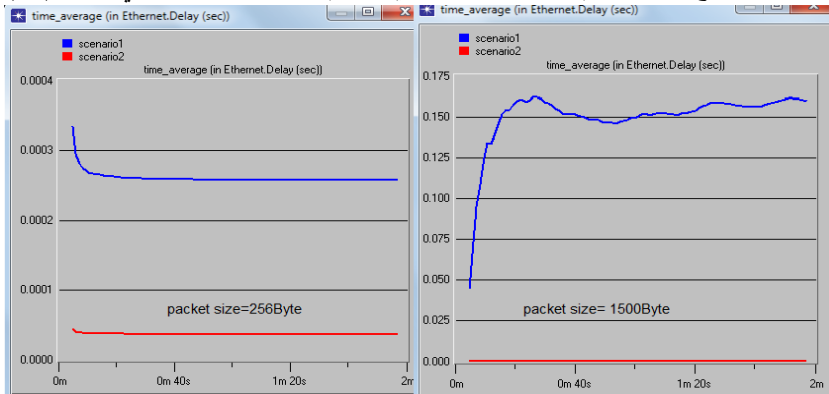
من جهة أخرى تكون كل العقد موصلة إلى المرفع Hub وكل مشترك يأخذ جزءاً من عرض الحزمة، حيث تنشئ المفرعة نظام تصادم تتشارك فيه كل الأجهزة، وهذا يؤدي للتقليل من أداء الشبكة. يعتمد الأداء على عدد العقد الموصلة إلى الشبكة، وعلى معدل نقل المعطيات المنتج في كل عقدة؛ والشكل (13) يوضح أداء ومستوى الإشارة المرسل والمستقبلية في كل من المبدلة والمفرعة [4][3].



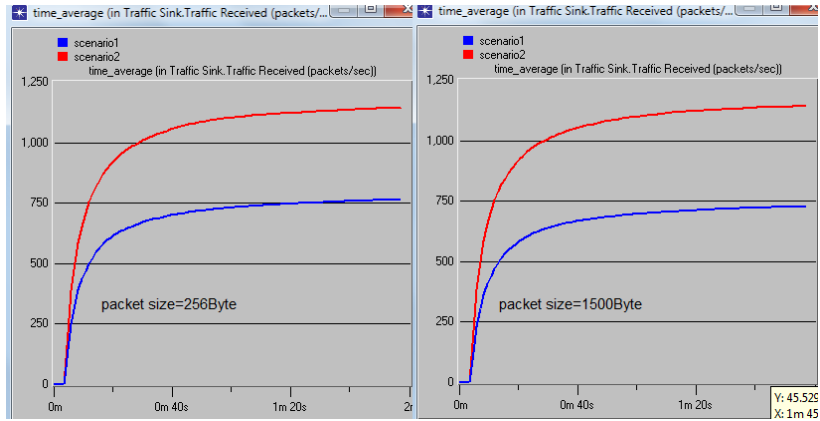
الشكل (13) مستوى الإشارة المرسل والمستقبلية في كل من المفرعة و المبدلة.

٣-٤-٢ محاكاة أداء شبكة إيثرنت باستخدام hub و 2hub & switch:

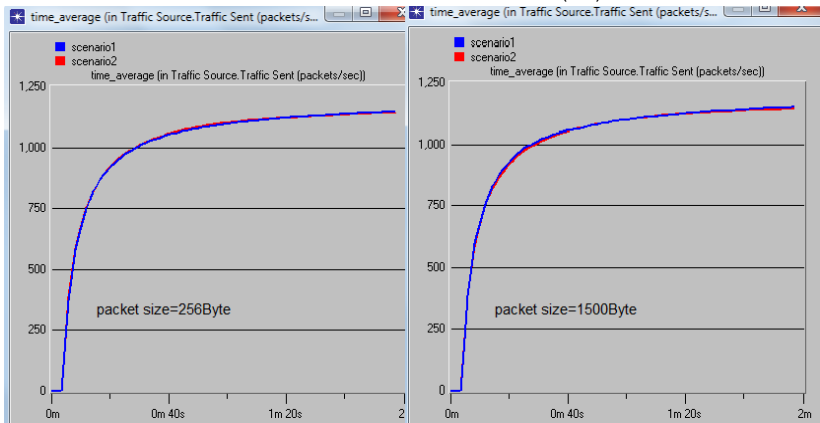
سيتم مناقشة أداء شبكة إيثرنت واختبار البارامترات الأساسية باستخدام حجم إطار 256byte، وطول رزمة 1500byte، نلاحظ من الشكل (14) أن قيمة التأخير الزمني تصبح أقل باستخدام المبدلة ويصبح التأخير الزمني أكبر منه باستخدام حجم إطار أكبر، كما أن عدد التصادمات يصبح أقل باستخدام المبدلة ولكن تزداد بزيادة حجم الإطار كما هو مبين في الشكل (17).



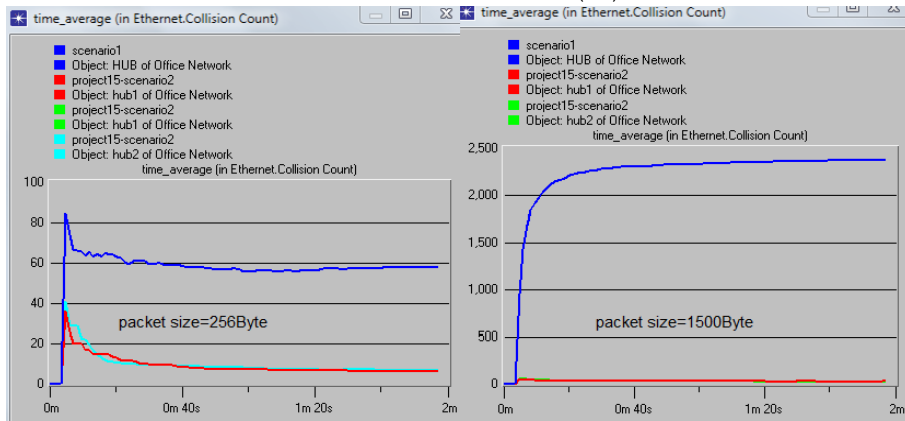
الشكل (14) التأخير الزمني Delay Time



الشكل (15) مستوى الإشارة المستقبلية Traffic Received



الشكل (16) مستوى الإشارة المرسلية Traffic Sent



الشكل (17) عدد التصادمات

٣-٥ - النتائج والمناقشة:

إن بروتوكولات طبقة ربط البيانات تزود مدى تعقيد التطبيق وأداء الإرسال أو كفاءته فإذا أهملنا عنوان الترويسة وبنات الاختبار CRC، فإن علاقات الأداء للبروتوكولات السابقة يمكن وصفها على النحو الآتي:

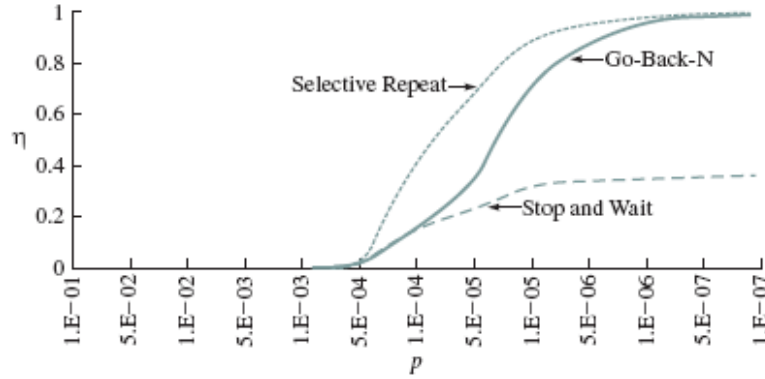
$$\eta_{SR} = 1 - P_f \quad , \quad \eta_{GBN} = \frac{1 - P_f}{1 + LP_f} \quad , \quad \eta_{SW} = \frac{1 - P_f}{1 + L}$$

حيث إن $L = 2(t_{prop} + t_{proc})$ ، ويمثل حجم المعلومات المنقولة ضمن قناة الاتصال بدلالة الإطارات، وبافتراض أن حجم النافذة

$$\text{المرسلة هو } W = L + 1 \text{ [2] [1].}$$

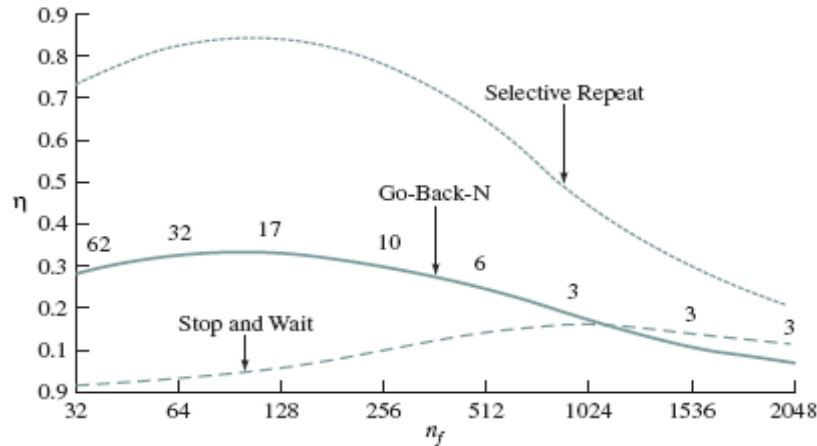
يبين التعبير السابق لبروتوكول طلب إعادة الانتقائي Selective Repeat ARQ أن الأداء محدود بمعدل خطأ الإطار P_f . الطريقة الوحيدة لتحسين الأداء هي بتحسين قيمة P_f ، يقدم بروتوكول طلب إعادة الانتقائي أداء أفضل بالمقارنة مع البروتوكولات الأخرى، يعد بروتوكول Go-Back-N أسوأ منه بمعامل $(1 + P_f)$ ، و بروتوكول Stop & Wait أسوأ منه بمعامل $(1 + L)$. عندما تكون قيمة (LP_f) صغيرة جداً، فإن بروتوكول Go-Back-N يمتلك نفس أداء بروتوكول طلب إعادة الانتقائي. عندما تزداد قيمة P_f لتصل إلى 1 فإن بروتوكول Go-Back-N يمتلك أداء بروتوكول Stop & Wait [2] [1].

يبين الشكل (18) الأداء النسبي للبروتوكولات الثلاثة السابقة بوجود أخطاء بتية عشوائية تحدث باحتمال p . من الواضح أن بروتوكول Stop & Wait لا يمكن أن يقدم أداء أكثر من 35% بغض النظر عن قيمة p . بروتوكولات Go-Back-N تحقق أداء قريباً من بروتوكول طلب إعادة الانتقائي من أجل $p < 10^{-6}$ ، ويصل إلى أداء بروتوكول Stop & Wait عندما تزداد قيم احتمال الخطأ البتي إلى حدود 5×10^{-5} . يحقق بروتوكول طلب إعادة الانتقائي أداء عالياً على مجال كبير من قيم p ، ولكنها تتخفف بشكل كبير عندما تصبح قيمة احتمال الخطأ البتي أكبر من 10^{-4} .



الشكل (18) كفاءة الإرسال لبروتوكولات ARQ

من المعلوم أنه مع زيادة الطول الفعال للإطار، فإن تأثير جداء عرض الحزمة بالتأخير يتناقص. ولكن زيادة طول إطار المعطيات يعني زيادة احتمال خطأ إرسال الإطارات. تفترض هذه العوامل أنه من أجل أي خطأ بتي p ، فإن القيمة المثالية لطول الإطار n_f ستجعل كفاءة الإرسال أعظمية. يبين الشكل (19) كفاءة معدل نقل المعطيات الفعلي Throughput لبروتوكولات ARQ الثلاثة السابقة كتابع لطول الإطار. وذلك بافتراض أن $p = 10^{-4}$ بالنسبة إلى بروتوكول طلب إعادة الانتقائي مع تخفيض n_f ، ينقص معدل خطأ الإطار P_f ، وبالتالي زيادة الفاعلية. ولكن إذا أصبحت n_f صغيرة جداً، فإن الحد $\left(1 - \frac{n_0}{n_f}\right)$ يبدأ بتقليل الفاعلية [1,2]. حيث إن n_0 عدد بتات الحمل الإضافي، بالنسبة إلى بروتوكول Go-Back-N، فإن القيمة المثالية لـ n_f هي بين 64 و 128 بايت. بالنسبة إلى بروتوكول Stop & Wait، فإن أداءه يكون سيئاً عند قيم صغيرة لـ n_f ، وذلك بسبب تأثير جداء عرض الحزمة بالتأخير. نستنتج أن القيمة المثالية لطول الإطار هي حوالي 1024 Bytes.



الشكل (19) طول الإطار المثالي وفقاً لبروتوكولات ARQ

٣-٦- الاستنتاجات والتوصيات:

من خلال الدراسة السابقة التي جرى تنفيذها ومحاكاة عمل بروتوكولات طبقة ربط المعطيات DLL Data Link Layer باستخدام Visual C++ و برنامج OPNET، دُرِسَ تأثير معدل الخطأ البتي BER على أداء البروتوكولات وتم التوصل إلى:

- تؤثر الأخطاء تأثيراً كبيراً على الأداء وبتزايد الأخطاء البتية ينقص الأداء.
- بزيادة حجم الإطار يكون الأداء أفضل منه عندما يكون حجم الإطار صغيراً؛ بمعنى آخر أنه من أجل $L=1000$ Byte يكون الأداء أفضل عما هو من أجل $L=100$ Byte.
- إن أداء بروتوكولات النافذة المنزلة أفضل من أداء بروتوكول التوقف والانتظار حيث إن الكفاءة محدودة بمعدل خطأ الإطارات P_f .
- باستخدام المبدلات Switch يصبح الأداء أفضل عما هو عليه باستخدام المفرعة Hub وذلك باستخدام إطارات بحجم أصغر تصبح التصادمات أقل والتأخير الزمني أقل ومستوى الإشارة المستقبلية أفضل.

من أجل العمل المستقبلي يمكن أن يتم دراسة بروتوكول التوقف والانتظار وبروتوكولات النافذة المنزلة لتعمل بنمط ثنائي الاتجاه (full-duplex) حيث تستطيع أي عقدة أن ترسل معطيات إلى العقدة الأخرى بشكل مستقل. وإمكانية الاستفادة من إمكانيات برنامج OPNET IT GURU في تحليل نماذج شبكات متنوعة، ودراسة بارامترات الشبكة من حيث عدد المستخدمين، والأداء مقابل الحمولة ومعدل نقل المعطيات، و أيضاً حجم الإطار وتأثيره على الأداء، وإحصاء للتصادمات في الشبكة.

References

- [1] GARCIA, A, L; WIDJAJA, I. 2004, *Communication Networks: Fundamental Concepts and key Architectures*, Inc. 2nd edition.
- [2] STALLINGS, 2005, W- *Data and Computer Communication*. 7th Edition: Person Education.
- [3] SOOD. 2007, *A-Network Design by Using Opnet IT Guru Academic Edition Software*, Rivier Academic Journal.
- [4] ABOELELA, E. 2009, [http://www .opnet.com/it_guru-academic/mk_setup.html](http://www.opnet.com/it_guru-academic/mk_setup.html). University of Network Simulation Experiments Manual, Massachusetts ,Dartmouth.
- [5] Feedback Instruments Limited (Benchmark). 2006, *LAN-T Trainer*.
- [6] NURMI, J; KHAN, S; SAASTAMOINEN, HUUSKO, J; KORPI, J. 2013, *Estimating Energy Efficiency of Data-Link Layer in System Level Performance Evaluation*. SIMUL: The Fifth International Conference on Advances in System Simulation, IARIA, ISBN: 978-1-61208-308-7.
- [7] HUSSEIN, W, A; LU, S, F, 2016. *Performance Comparison of Transport Layer Protocols for Multimedia Application in Wired Networks*. In IOSR Journal of Computer Engineering (IOSR-JCE) e-ISSN: 2278-0661, p-ISSN: 2278-8727, Volume 18, Issue 6, Ver. I (Nov. - Dec.), PP: 33-38.
- [8] OLIVEIRA, L; C. RODRIGUES, J, C; KOZLOV, S, A; RABÊLO, R , L; ALBUQUERQUE, V, H. 2019, *MAC Layer Protocols for Internet of Things: A Survey*.
- [9] WHITEHOUSE, R. 2011, *Implementation of Data Link Layer Protocols for a Network Simulator*. Part II Computer Science Tripos, Report.
- [10] WENQING, Z; HU, J. 2018, *Analysis and Research on a New Data Link MAC Protocol*. in Conference: 13th APCA International Conference on Automatic Control and Soft Computing (CONTROLO), pp : 281-285.
- [11] ANDRE', P. 2015, *LTE and LTE Advanced*. pp.91-116, 10.1002/9781119145462.
- [12] CHRIS, C; WILLIAM, W; RICHARD, B; NOEL, R. 2015. *Cisco Networks*. Pp:35-48, January, 10.1007/978-1-4842-0859-5_3.
- [13] MÁRIO, M, S. 2018. *Cable and Wireless Networks*. Pp:345-409.