

## استبدال بروتوكول (VRRP) بعنقود الموجهات

الدكتور حسن عباس\*

الدكتور علي أحمد\*\*

نواف معلا\*\*\*

(تاريخ الإيداع 6 / 6 / 2007. قُبِلَ للنشر في 26/9/2007)

### □ الملخص □

يهدف البحث لاستخدام عنقود الموجهات كبوابة عبور افتراضية للشبكة بدلاً من استخدام بروتوكول (VRRP) Virtual Router Redundancy Protocol في نفس الموقع وذلك من أجل الحصول على موازن حمل بشكل كامل وتأمين موثوقية عالية في الشبكة المحلية (LAN). حيث إنه عند تطبيق بروتوكول (VRRP) يتم تقسيم الحمل إلى قسمين دون الحصول على موازن حمل وإنما موزع للحمل، بينما تضمن عناقيد الموجهات وضمن آلية محددة الحصول على موازن حمل بشكل كامل في العنقود مع موثوقية عالية جداً.

**كلمات مفتاحية:** بروتوكول (VRRP)، بوابة العبور الافتراضية، معرّف العنوان الوهمي للموجه، عنقود الموجهات، الموجه المرسل.

---

\* أستاذ مساعد في قسم الاتصالات - كلية الهندسة الميكانيكية & الكهربائية - جامعة تشرين - اللاذقية - سورية.  
\*\* أستاذ مساعد في قسم الاتصالات - كلية الهندسة الميكانيكية & الكهربائية - جامعة تشرين - اللاذقية - سورية.  
\*\*\* طالب دراسات عليا في قسم الاتصالات - كلية الهندسة الميكانيكية & الكهربائية - جامعة تشرين - اللاذقية - سورية.

## Replacement of VRRP Protocol by Router Clustering

Dr. Hassan Abbass<sup>\*</sup>

Dr. Ali Ahmad<sup>\*\*</sup>

Nawaf Mualla<sup>\*\*\*</sup>

(Received 6 / 6 / 2007. Accepted 26/9/2007)

### □ ABSTRACT □

The research aims to use Router Cluster in the default gateway instead of Virtual Router Redundancy Protocol (VRRP), so as to get total load balancer and high availability in the local network (LAN).

(VRRP) protocol divides the total load into two parts without getting load balancer, whereas router cluster guarantees having load balancer and high availability with specific mechanism.

**Key Words:** (VRRP) Protocol, Default Gateway, Virtual Router Identification (VRID), Cluster of Routers, Dispatcher Router.

---

<sup>\*</sup> Associate Professor, Department of Communication, Faculty of Mechanical & Electrial Engineering, Tishreen University, Lattakia, Syria.

<sup>\*\*</sup> Associate Professor, Department of Communication, Faculty of Mechanical &Electrial Engineering, Tishreen University, Lattakia, Syria.

<sup>\*\*\*</sup> Postgraduate Student, Department of Communication, Faculty of Mechanical &Electrial Engineering, Tishreen University, Lattakia, Syria.

**مقدمة:**

أصبحت الشبكات الحاسوبية مهمة جداً في حياتنا اليومية وذلك لأنها العصب الرئيسي في تناقل المعطيات الإلكترونية التي انتشرت بشكل كبير عبر العالم، بالإضافة إلى أنها أصبحت مصدراً كاملاً للتجارة والتسويق عبر الإنترنت، حيث أصبح الاعتماد عليها كبيراً جداً من أجل تحقيق أهداف العمل الحيوي والفعلي، لذلك كان من الضروري تأمين هذه الشبكات بأعلى درجة من الموثوقية والأمان من أجل عدم انقطاع دفق المعلومات بين المركز الأساسي والأطراف الفرعية أو من أجل ربط عجلات العمل مع بعضها البعض بشكل متكامل على مدار الساعة، الأمر الذي أدى إلى تزايد التنافس بين مزودي الخدمة حول الجودة والأسعار لتأمين أجهزة عالية الأداء وذات موثوقية عالية مثل المبدلات و الموجهات لحل مشاكل الشبكات في السوق العالمية.

وبشكل تقليدي فإن جميع المخططات الشبكية المتعلقة باستخدام الحشو في الشبكة يكون فيها جهازان الأول أساسي فعال والثاني يكون احتياطياً بديلاً، وهذه التقنية ربما تكلف مسؤولي الشبكة الكثير من المال من أجل بنائها إلا أنها عالية الموثوقية بشكل كبير، وعندما يصبح لدينا انقطاع في المسار الأساسي يقوم المسار البديل بتخديم الشبكة ريثما تتم معالجة العطل. وهذا الأمر مهم جداً لأن كثيراً من الشركات الكبيرة والمتوسطة الحجم والصغيرة تعتمد في عملها على إجراء الصفقات التجارية عن طريق الشبكة الكمبيوترية الخاصة بها التي ترتبط بشكل مباشر مع الشبكة العالمية (الإنترنت)، وبالتالي أي انقطاع في هذه المعلومات سوف يسبب لتلك الشركات الكثير من الخسارة وذلك أكثر بكثير من أسعار الأجهزة الإضافية التي سوف يتم تزويد الشبكة بها من أجل استرداد حالة الفشل الممكن حدوثها.

هناك الكثير من الحلول التي تُستخدم من أجل تأمين مسارات بديلة في حال فشل المسارات الأساسية الموجودة في الشبكة المحلية (LAN) أو في الشبكات الواسعة النطاق (Wide Area Network (WAN)، ومعظم هذه الحلول تتطلب تنصيب بروتوكولات ديناميكية داخلية على الطرفيات مثل بروتوكول معلومات التوجيه (RIP) Routing Information Protocol وبروتوكول افتح المسار الأقصر أولاً (Open Shortest Path First routing protocol (OSPF). ولكن هذه البروتوكولات لها مشاكل متعددة، حيث يمكن أن يكون تنصيبها غير عملي لعدة أسباب منها مشاكل في الإدارة والأمن ومعالجة للبيانات بالإضافة إلى أن بعض الطرفيات قد تكون لا تدعم بعض البروتوكولات السابقة الذكر وبالتالي يصبح لدينا تعارض في الشبكة، وهذه المشاكل بالإضافة إلى مشاكل أخرى سوف تؤدي إلى تأخير كبير جداً في تبديل مسار الشبكة إلى المسار الاحتياطي وهذا لا يتناسب والمطلوب من الشبكة ذات الموثوقية العالية.

نتيجة لما سبق جرى إنتاج بروتوكولين (VRRP) Virtual Router Redundancy Protocol [1]، (HSRP) Hot Standby Routing Protocol، من أجل احتواء الفشل في الشبكات المحلية (LAN)، وذلك بتحويل المسار الأساسي للشبكة عبر البوابة الافتراضية إلى مسار بديل عبر بوابة أخرى بديلة، ويتم ذلك خلال وقت قصير جداً بدون ملاحظة للفشل، وبإضافة بعض الإعدادات على الموجهين يصبح لدينا إلى حد ما مشارك للحمل في الشبكة.

بالحقيقة نريد موازن للحمل في الشبكة بدلاً من مشارك للحمل، لتحقيق ذلك تم اقتراح وضع موجهات ضمن عنقود واحد وربط هذا العنقود مع الشبكة. عندما تصل البيانات إلى العنقود يقوم موجه واحد بتوزيع الحمل بشكل متوازن

على الموجهات وذلك حسب قابلية التمرير الخاصة بكل موجه وبالتالي نحصل على موازن حمل في العنقود بشكل كامل.

## أهمية البحث وأهدافه:

إن تأمين موازنة في الحمل عند بوابة العبور للشبكة كان من المتطلبات الهامة والأساسية المطروحة في الشبكات وذلك من أجل توزيع الحمل بشكل متوازن على الموجهات الموجودة في هذه البوابة لضمان أفضل خدمة ونوعية للتراسل بين الشبكة المحلية (LAN) والشبكات الأخرى. لذلك تم بشكل تقريبي إجراء مقارنة بين تطبيق بروتوكول (VRRP) في بوابة العبور للشبكة وعنقود الموجهات في نفس الموقع وذلك من أجل الحصول على موازن حمل بشكل كامل بالإضافة إلى اعتبارات الموثوقية العالية. يؤمن تطبيق بروتوكول (VRRP) عند بوابة العبور الافتراضية على الموجهين موثوقية عالية لأنه يجعل كل موجه من الموجهين أساسياً واحتياطياً للآخر في حالة الفشل بنفس الوقت، إلا أنه يقسم الطرفيات إلى قسمين وكل قسم يتصل مع موجه واحد من أجل عملية الاتصال مع الشبكات الأخرى وبالتالي يُقسم الحمل إلى قسمين غير متساويين لأن تراسل الطرفيات في الشبكة المحلية (LAN) قد يكون غير متساوٍ وبالتالي لا نحصل على موازن حمل وإنما على مقسّم للحمل. أما في حال تطبيق عنقود الموجهات فيصبح لدينا موازن حمل بشكل كامل بالإضافة إلى تأمين موثوقية عالية.

## طريقة البحث ومواده:

- لقد قمنا في هذه البحث باتباع الخطوات التالية:
- عرض طريقة عمل بروتوكول (VRRP) الأساسية.
  - استعراض طريقة عمل بروتوكول (VRRP) الذي يعمل بشكل مشابه لموازن الحمل (موزع حمل).
  - استعراض توزيع الحمولة على الموجهين عند بوابة الشبكة عبر مثال، مع رسم مخطط يبين ذلك باستخدام (MATLAB).
  - استخدام عنقود من الموجهات بدلاً من تطبيق بروتوكول (VRRP) على الموجهات عند بوابة العبور الافتراضية للشبكة للحصول على موازن حمل.
  - استخراج علاقة رياضية تبين لنا الآلية التي يعمل بها العنقود في موازنة الحمل على الموجهات.
  - برمجة هذه العلاقة ورسم مخطط بياني لها يوضح كيفية الحصول على موازن حمل بشكل كامل في العنقود باستخدام (MATLAB)، مع الأخذ بعين الاعتبار قابلية التمرير العظمى (Capability) لكل موجه موجود ضمن العنقود.

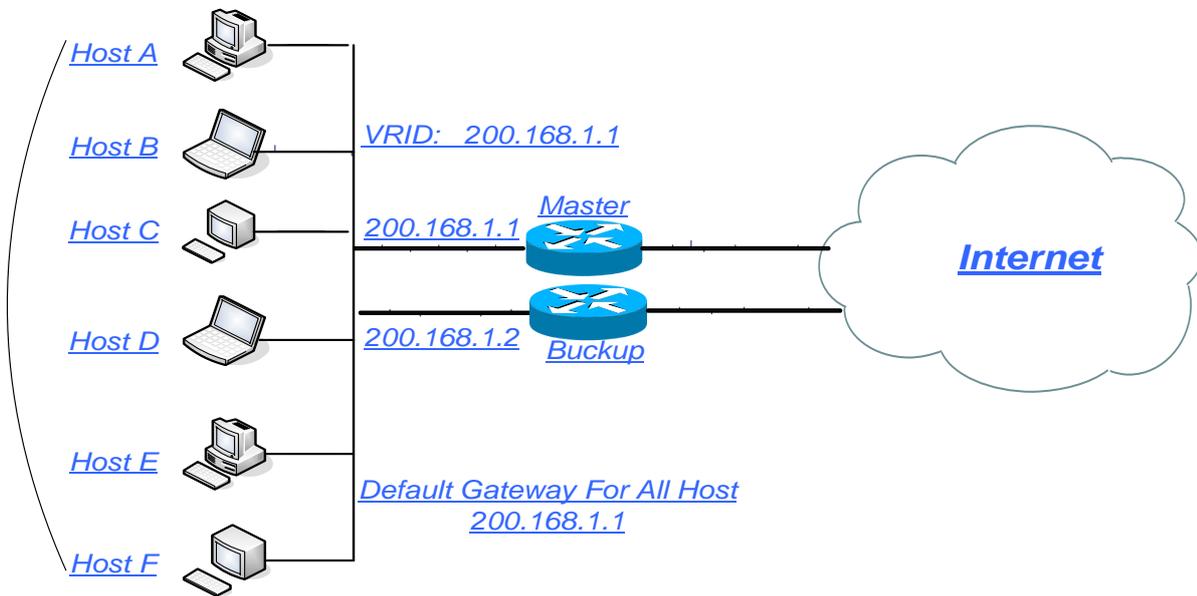
## بروتوكول (VRRP) Virtual Router Redundancy Protocol :

بروتوكول (VRRP) هو بروتوكول معياري تمت الموافقة عليه من قبل Internet Engineering Task Force (IETF) [2]. وهو بروتوكول مسؤول عن تأمين مسار بديل (إضافي) بدلاً من المسار الافتراضي للشبكة الذي يربطها مع الشبكات الأخرى، بحيث تُور (VRRP) من أجل عدم السماح للشبكة بأن تفشل في تواصلها مع الشبكات

الأخرى وذلك بوضع جهاز بديل عن الجهاز الرئيسي المسؤول عن التراسل، بحيث يحل مكانه في حال وجود خطأ أو عطل في الجهاز الأخير، وبالتالي يصبح لدينا شبكة عالية الموثوقية [3][4].

### طريقة عمل بروتوكول (VRRP) الأساسية:

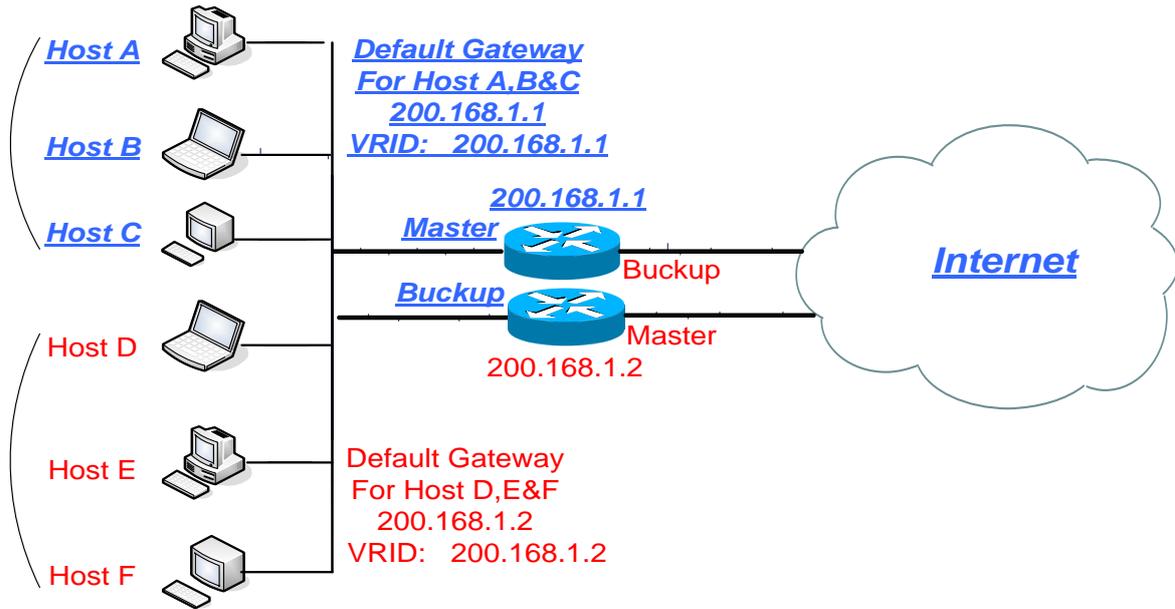
إن مبدأ عمل بروتوكول (VRRP) هو وجود موجهين يعملان كبوابة افتراضية واحدة للشبكة المحلية (LAN) أحدهما أساسي فعال والآخر احتياطي غير فعال. يملك كل من الموجهين عنوان (IP) خاص به، إلا أنهما يجتمعان في معرف خاص واحد يدعى (Virtual Router Identification (VRID) [1][2]. يقوم الموجه الأساسي بتمرير المعطيات من وإلى الشبكة المحلية المرتبط بها ويكون الموجه الاحتياطي جاهزاً ليحل مكان الموجه الأساسي في حالة فشل الأخير وذلك كما يبينه الشكل (1)



الشكل (1) يبين مبدأ عمل بروتوكول (VRRP).

### تحسين عمل بروتوكول (VRRP):

بدلاً من وضع الموجه الاحتياطي ليعمل فقط أثناء فشل الموجه الأساسي، تم إعداد الموجه الاحتياطي ليعمل كموجه أساسي أيضاً ويكون كل من الموجهين احتياطياً للموجه للآخر في حالة الفشل [3]. لذلك يتم وضع معرفين في الشبكة (VRID) مختلفين عن بعضهما البعض، يضم كل معرف موجه أساسي وموجه احتياطي له. بهذه الحال يكون للشبكة بوابتان افتراضيتان مقسمتان بذلك الطرفيات إلى قسمين، كل قسم يستخدم بوابة افتراضية خاصة به من أجل الاتصال مع الشبكات الأخرى. بكلام آخر يُقسم الحمل إلى قسمين أي يصبح لدينا ما يسمى موازن حل إلى حد ما، وذلك كما يبينه الشكل (2).



الشكل (2) يبين طريقة تحسين عمل بروتوكول (VRRP).

تعتبر كلمة موازن الحمل غير دقيقة لأنه من غير الممكن أن يكون معدل تراسل الطرفيات في القسم الأول مساوياً لمعدل تراسل الطرفيات في القسم الثاني خلال واحدة الزمن، وبالتالي يكون توزيع الحمل على الموجهين غير متساوٍ لذلك تعتبر كلمة موزع حمل [5] بدلاً من موازن حمل هنا أكثر دقة. إذا كانت إحدى الطرفيات ذات معدل إرسال عالٍ بالمقارنة مع الطرفيات الأخرى الموجودة في الشبكة سيكون القسم الذي تنتمي له هذه الطرفية ذا معدل إرسال عالٍ وبالتالي يكون الموجه الذي يخدم هذا القسم ذا إجهاد أعلى من إجهاد الموجه الثاني.

مثال (1):

لنفرض أن الحمل الذي يأتي من الطرفيات (A+B+C) خلال زمن محدد هو:

Time (Second)	0	2	4	6	8	10	12	14	16	18
Load (A+B+C) Mb/s	0	20	20	30	30	50	50	40	40	70

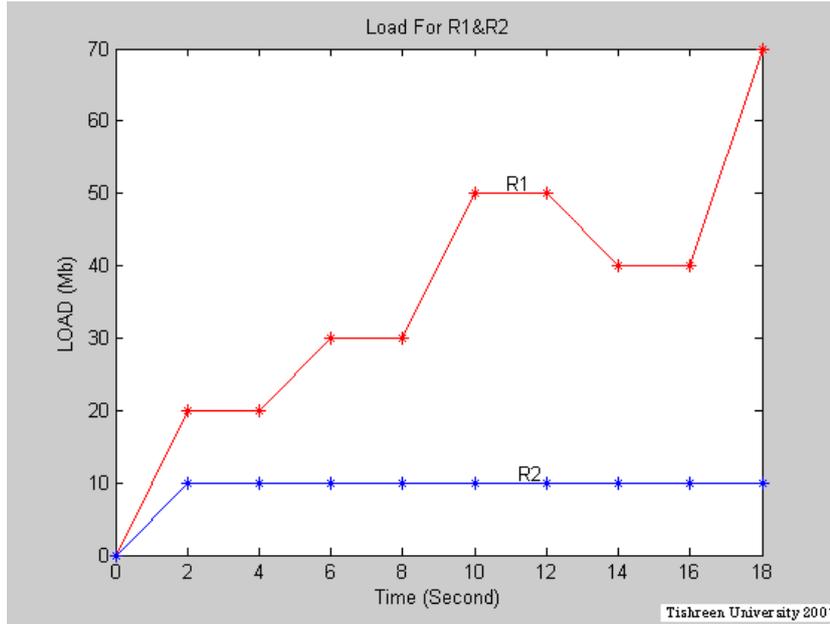
والحمل الذي يأتي من الطرفيات (D+E+F) خلال زمن محدد هو:

Time (Second)	0	2	4	6	8	10	12	14	16	18
Load (D+E+F) Mb/s	0	10	10	10	10	10	10	10	10	10

فيكون الحمل الكلي هو:

Time (Second)	0	2	4	6	8	10	12	14	16	18
Ltotal Mb/s	0	30	30	40	40	60	60	50	50	80

وبالتالي يصبح الحمل الذي يمر في الموجهين كما هو مبين في الشكل (3).



الشكل (3) يبين مخطط يظهر فيه الحمل الذي يمر في كل موجة اثناء تطبيق بروتوكول (VRRP).

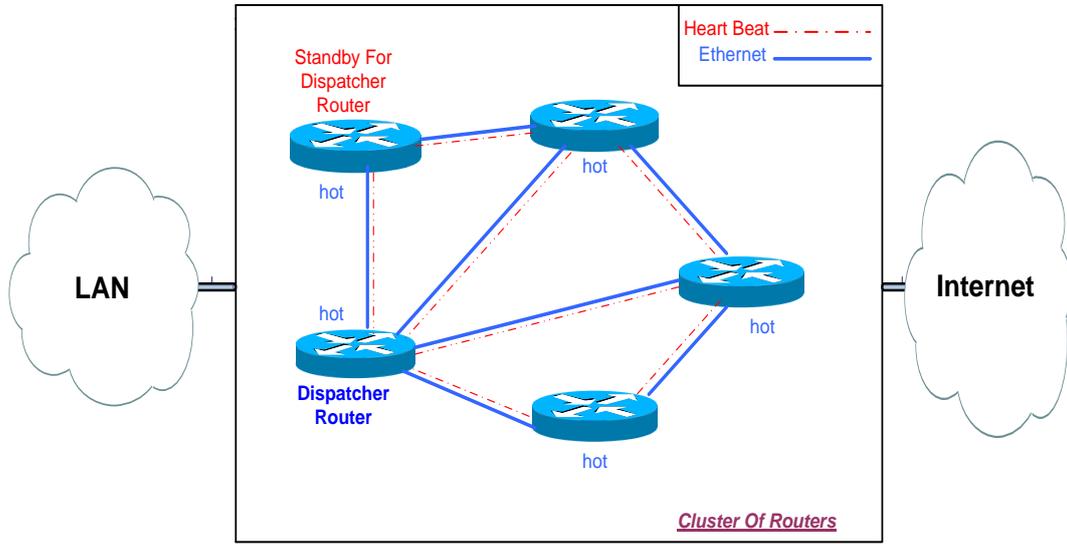
وفي بعض الحالات يمكن أن تكون طرفية أو مجموعة من الطرفيات ذات معدل تراسل عالٍ جداً بالمقارنة مع الطرفيات الأخرى وبالتالي يكون الموجة الذي يخدم الطرفيات ذات معدل التراسل العالي دائماً مشغولاً ويمكن أن تؤدي كثافة الضغط على الموجة إلى توقف الموجة عن تخديم الطرفيات بالشكل المطلوب دون الإشارة إلى فشل أو عطل فيه. بينما يكون الموجة الثاني الذي يخدم الطرفيات ذات معدل التراسل الضعيف ذا حمل قليل ومشغولية قليلة وبالتالي يصبح لدينا خلل في الشبكة أثناء الاتصال مع الشبكات الأخرى دون التعرف على هذا الخلل بشكل واضح.

#### عنقود الموجهات:

العنقود هو مجموعة من الأجهزة المتجانسة المرتبطة مع بعضها البعض والتي تتصرف كما لو أنها جهاز واحد فقط من أجل تأمين مقدار كبير من الموثوقية والأمان. ويمكن أن تكون هذه الأجهزة (كمبيوترات، مخدمات، مبدلات.... الخ). ويمكن أن يضم العنقود الواحد كحد أدنى في الشبكات الصغيرة جهازين ويمكن زيادة هذا العدد في العنقود لأكثر من (16) جهازاً وذلك بما يتناسب مع متطلبات الشبكة، أما في الشبكات الصغيرة جداً (أي شبكة مؤلفة من <3-9> كمبيوترات) فإنه من غير الضروري وضع عنقود من الموجهات عند بوابة الشبكة وذلك لسببين: الأول التكلفة المادية الإضافية للموجهات - الثاني انخفاض مستوى الموثوقية لمثل هذا النوع من الشبكات، وبالنتيجة يملك مدير الشبكة الخيار لوضع مثل هذه التجهيزات وذلك حسب الحاجة أو حسب المهام المراد من الشبكة تنفيذها مهما كانت هذه الشبكة صغيرة [6][7]. وسوف نناقش الآن عنقود الموجهات الذي يتألف من عدة موجهات (موجهين على الأقل) مربوطة مع بعضها البعض كأنها موجة واحد وهمي كما هو مبين في الشكل (4). تُرسل البيانات إلى العنقود دون تحديد أي من الموجهات سوف يستقبل البيانات وإنما يُوضع عنوان (IP) وهمي للعنقود بشكل عام [8].

عندما تصل البيانات إلى العنقود يقوم موجة واحد يسمى بالموجه المرسل (Dispatcher) بشكل ديناميكي وضمن آلية محددة (سوف نقوم بتحديددها في هذا البحث) بتوزيع البيانات على كل الموجهات الموجودة في العنقود

حيث تتشارك جميعها مع الموجه المرسل في عملية الإرسال وذلك بما يتناسب مع قابلية التمرير الخاصة بكل موجه، وبالنتيجة يصبح لدينا موازن حمل بشكل كامل في العنقود.



الشكل (4) يبين توضع الموجهات ضمن العنقود

يتم توزيع أرقام الأولويات على الموجهات الموجودة في العنقود حيث يملك الموجه المرسل (Dispatcher) رقم الأفضلية الأعلى في العنقود. في حالة فشل الموجه المرسل (Dispatcher) يصبح رقم الأفضلية الخاص به مساوياً للصفر ويخرج عن الخدمة وبالتالي يأخذ الموجه ذو رقم الأفضلية الثاني المسؤولية للقيام بعملية التوزيع بين الموجهات الأخرى الموجودة في العنقود وفي حالة الفشل الثانية يأخذ الموجه ذو رقم الأفضلية الثالث الدور وهكذا دواليك....

أما في حالة فشل أو عطل أحد الموجهات الموجودة في العنقود سيتم استدراك هذا الفشل عن طريق الموجهات الأخرى الموجودة في العنقود وذلك بتوزيع البيانات المراد معالجتها من قبل الموجه الفاشل إلى الموجهات الأخرى الفعالة. حيث تمكن هذه الحالة مدراء النظام من إضافة أو إزالة موجهات من و إلى العنقود بالإضافة إلى إجراء الصيانة على الموجهات الموجودة في العنقود دون إحداث أي تغيير في الشبكة.

يقوم كل موجه بإرسال رزم خاصة ضمن العنقود (بين الموجهات) تدعى رزم الحياة وذلك خلال وقت صغير ومحدد [7][9]. عندما يظهر عطل في أحد الموجهات سينقطع إرسال هذه الرزم وبالتالي سوف تكتشف الموجهات الموجودة في العنقود هذا الفشل، ويقوم الموجه المرسل (Dispatcher) بتوزيع البيانات الواجب إرسالها للموجه الفاشل إلى الموجهات الأخرى كما هو مبين في الشكل (4).

هناك ثلاثة أنواع من الرسائل التي يرسلها الموجه:

- رسالة الترحيب: تنقل هذه الرسالة معلومات تحتوي على معلومات الحالة ورقم الأفضلية للموجه إلى الموجهات الموجودة الأخرى الموجودة في العنقود.

- رسالة التبديل: يتم إرسال هذه الرسالة من قبل الموجه البديل لأخذ دور الموجه المرسل في حالة فشله.

- رسالة التنازل: يتم إرسال هذه الرسالة من الموجه المرسل الحالي للتنازل عن مهامه كموجه مرسل وذلك في حالتين الأولى: أن الموجه المرسل على وشك الخروج من الخدمة والثانية في حالة استقباله لرسالة ترحيب تحتوي على رقم أفضلية أعلى من رقمه.

وهناك أربع حالات للموجه عند إرسال هذه الرزم:

- المرسل (Dispatcher): يقوم الموجه بعمله بشكل كامل في استقبال وإرسال وتوزيع الرزم على الموجهات.
- البديل: يقوم الموجه بتجهيز نفسه للقيام بعملية الإرسال والتوزيع في حالة فشل الموجه المرسل في العنقود.
- المتكلم: يقوم الموجه بإرسال واستقبال رسالة الترحيب.
- المستمع: يقوم الموجه فقط باستقبال رسالة الترحيب.

يقوم الموجه المرسل (Dispatcher) الموجود في العنقود بتوزيع الرزم على الموجهات الموجودة (بالإضافة له) حسب القدرة الأعظمية للموجه على تمرير الرزم أي قابلية الموجه على استيعاب الرزم دون حصول أي إجهاد أو ضغط عليه وتختلف هذه القابلية من موجه إلى آخر حسب التصميم أو الفئة الفنية التي يكون فيها الموجه. لذلك نريد تحديد علاقة تُحدد آلية العمل لتوزيع هذه الرزم بشكل متوازن بين الموجهات مع الأخذ بعين الاعتبار قابلية التمرير (Capability) الخاصة بالموجهات الموجودة في العنقود.

#### تحديد الصيغة الرياضية (الخوارزمية) لعمل الموجه المرسل (Dispatcher) في العنقود:

نفرض لدينا الثابت ( $N$ ) وهو حاصل قسمة قابلية التمرير الكلية للموجهات الموجودة في العنقود إلى أصغر قابلية تمرير موجودة في العنقود كما في العلاقة التالية:

$$(1) N = \frac{\sum_{n=1}^{n=m} C_n}{C_{\min}}$$

حيث إن:  $\sum_{n=1}^{n=m} C_n$  مجموع قابليات التمرير للموجهات الموجودة في العنقود.  
 $C_{\min}$  أصغر قابلية تمرير موجودة في الموجهات.

الآن نحدد  $L_{\min}$  وهو أصغر حمل يجب أن يمر في الموجه ذي قابلية التمرير الصغرى عند حمل إجمالي محدد.

$$L_{\min} = \frac{L_{total}}{N} \quad (2)$$

ويكون:  $L_{total}$  هو الحمل الكلي الداخل إلى العنقود في لحظة معينة.

الآن لنوجد علاقة تُحدّد لنا الحمل على كل موجه في العنقود خلال واحدة الزمن:

نرمز  $n_n$  للعدد الثابت الخاص بكل موجه والذي ينتج بعد قسمة قابلية التمرير للموجه المراد حساب حمله إلى أصغر قابلية تمرير في العنقود:

$$n_n = \frac{C_n}{C_{\min}} \quad (3)$$

حيث:  $C_n$  هو قابلية التمرير الخاصة بالموجه الذي نريد تحديد الحمل فيه.

وبذلك يكون  $L_n$  الحمل الذي يمر في الموجه الواحد في العنقود هو:

$$L_n = L_{\min} \times n_n \quad (4)$$

الآن بتعويض العلاقات (1)(2)(3) في العلاقة (4):

$$L_n = L_{\min} \times n_n = L_{\min} \times \frac{C_n}{C_{\min}} = \frac{L_{total}}{N} \times \frac{C_n}{C_{\min}} \Leftrightarrow$$

$$L_n = \frac{L_{total}}{\sum_{n=1}^{n=m} C_n} \times \frac{C_n}{C_{\min}} \times C_{\min} \Leftrightarrow$$

$$(5) L_n = \frac{L_{total}}{\sum_{n=1}^{n=m} C_n} \times C_n$$

وبذلك نكون قد حصلنا على صيغة (خوارزمية) تحدد لنا الحمل على كل موجة في العنقود خلال واحدة الزمن.

- لتطبيق الصيغة (الخوارزمية) المستخرجة نفرض الحالات التالية:

حالة (1) - قابليات التمرير للموجيات متساوية:

من أجل عملية المقارنة للنتائج مع المثال رقم (1) في البحث، نفرض أنه لدينا عنقود يحتوي على موجيين فقط كما في الشكل (5)، وهو الحد الأصغري لعدد الموجيات التي يمكن أن تتواجد في العنقود حيث يمكن زيادة هذا العدد حسب الحاجة. في هذه الحالة يكون الموجة ذو رقم الأفضلية الأعلى هو الموجة المرسل (Dispatcher) وبالتالي يقوم بتوزيع الرزم بينه وبين الموجة الثاني بشكل متوازن مع قابلية التمرير الخاصة بكل منهما للحصول على موازن حمل.

نفرض أن الموجة الأول يملك نفس قابلية التمرير (Capability) للموجة الثاني. ولتكن لدينا القيم التالية:

$$C_2 = C_1 (=50 \text{ Mb/s}), L_{total} (=60 \text{ Mb/s}).$$

الآن لنحدّد قيمة الحمل على كل موجة عند قيمة الحمل الكلي المفروضة.

فيكون الثابت  $N$ :

$$N = \frac{\sum_{n=1}^{n=2} C_n}{C_{\min}} = \frac{C_1 + C_2}{C_1} = \frac{100}{50} = 2$$

$$L_{\min} = \frac{L_{total}}{N} = 60/2 = 30 \text{ Mb/s}$$

ويكون العدد  $n$  للموجيين:

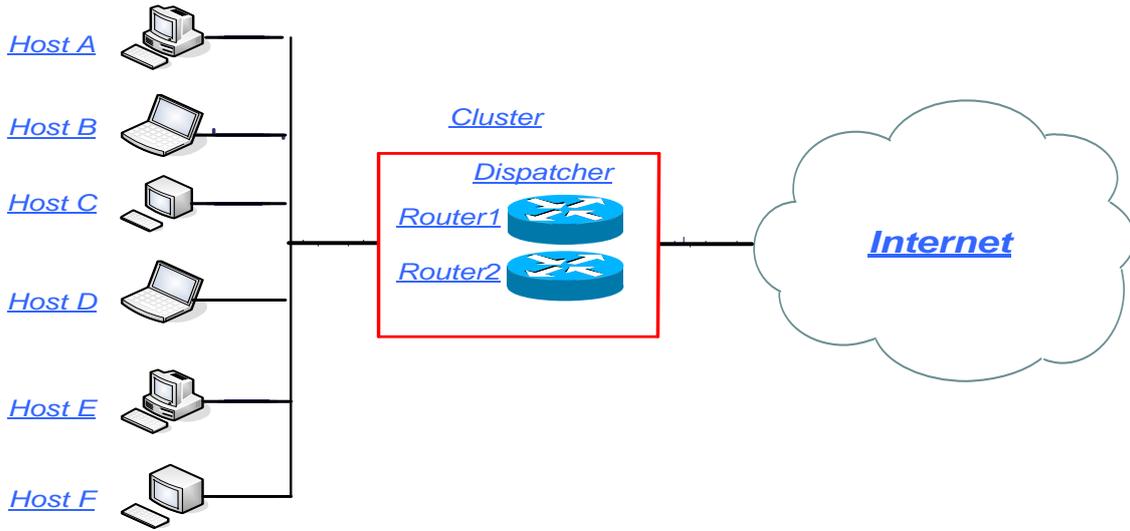
$$n_1 = n_2 = \frac{C_1}{C_{\min}} = \frac{C_1}{C_1} = 1$$

فيكون الحمل على كل موجه:

$$L_1 = L_2 = L_{\min} \times n_1 = 30 \times 1 = 30 \text{ Mb/s}$$

أو بتطبيق العلاقة (5) بشكل مباشر:

$$L_1 = L_2 = \frac{L_{\text{total}}}{\sum_{n=1}^{n=2} C_n} \times C_1 = \frac{60 \times 50}{50 + 50} = 30 \text{ Mb/s}$$

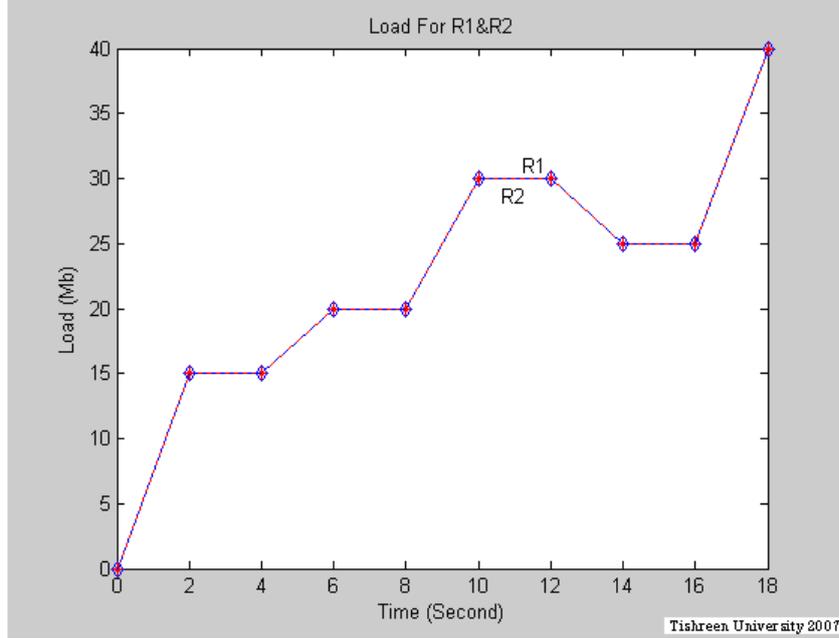


الشكل (5) يبين توضع عنقود الموجهات في بوابة الشبكة المحلية (LAN).

لنفرض أنه لدينا نفس القيم السابقة للحمل الكلي وللزمن في المثال (1)، فيكون الحمل على كل موجه بعد تطبيق العلاقة (5) كما هو مبين في الجدول التالي:

R2 Load (Mb/s)	R1 Load (Mb/s)	Total Load (Mb/s)	Time (second)
0	0	0	0
15	15	30	2
15	15	30	4
20	20	40	6
20	20	40	8
30	30	60	10
30	30	60	12
25	25	50	14
25	25	50	16
40	40	80	18

وبالتالي يكون الحمل قد وُزِعَ بشكل متساوٍ على الموجهين لأن قابلية التمرير (Capability) الخاصة بكل موجه مساوية للآخر وبذلك نكون قد حصلنا على موازن حمل بشكل كامل في العنقود وذلك كما هو موضح في الشكل (6).



الشكل (6) يبين مخطط توزيع الحمولة على الموجهين في العنقود عند تساوي قابليات التمرير للموجهين.

## حالة (2) - قابليات التمرير للموجهات مختلفة:

بشكل مشابه للحالة (1) لنفرض أنه لدينا عنقود يحتوي على موجهين فقط كما في الشكل (5) والموجه الأول يملك قابلية تمرير مختلفة عن الموجه الثاني. ولتكن لدينا القيم التالية: ( $C_1 = 50 \text{ Mb/s}$ )، ( $C_2 = 100 \text{ Mb/s}$ )، ( $L_{total} = 60 \text{ Mb/s}$ ). الآن لنحدّد قيمة الحمل على كل موجه عند قيمة الحمل الكلي المفروضة. فيكون الثابت  $N$ :

$$N = \frac{\sum_{n=1}^{n=2} C_n}{C_{\min}} = \frac{C_1 + C_2}{C_1} = \frac{150}{50} = 3$$

$$L_{\min} = \frac{L_{total}}{N} = 60/3 = 20 \text{ Mb/s}$$

ويكون العدد  $n$  لكل موجه:

$$n_1 = \frac{C_1}{C_{\min}} = \frac{C_1}{C_1} = 1$$

$$n_2 = \frac{C_2}{C_{\min}} = \frac{C_2}{C_1} = 2$$

فيكون الحمل على كل موجة:

$$L_1 = L_{\min} \times n_1 = 20 \times 1 = 20 \text{ Mb/s}$$

$$L_2 = L_{\min} \times n_2 = 20 \times 2 = 40 \text{ Mb/s}$$

أو بتطبيق العلاقة (5) بشكل مباشر:

$$L_1 = \frac{L_{total}}{\sum_{n=1}^{n=2} C_n} \times C_1 = \frac{60 \times 50}{100 + 50} = 20 \text{ Mb/s}$$

$$L_2 = \frac{L_{total}}{\sum_{n=1}^{n=2} C_n} \times C_2 = \frac{60 \times 100}{100 + 50} = 40 \text{ Mb/s}$$

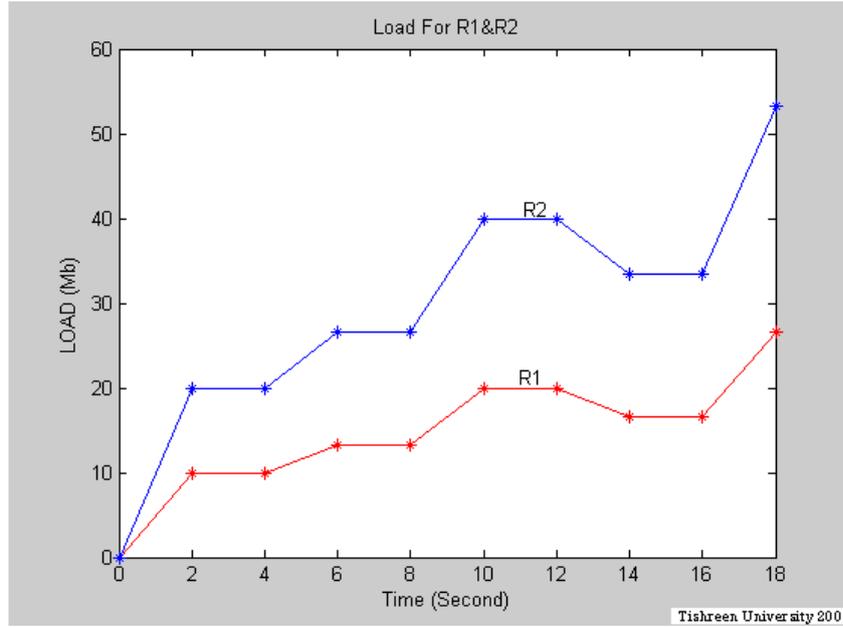
لنفرض أنه لدينا نفس القيم السابقة للحمل الكلي وللزمن في المثال (1)، فيكون الحمل على كل موجة بعد

تطبيق العلاقة (5) كما هو مبين في الجدول التالي:

R2 Load (Mb/s)	R1 Load (Mb/s)	Total Load (Mb/s)	Time (second)
0	0	0	0
20	10	30	2
20	10	30	4
26.66667	13.33333	40	6
26.66667	13.33333	40	8
40	20	60	10
40	20	60	12
33.33333	16.66667	50	14
33.33333	16.66667	50	16
53.33333	26.66667	80	18

وبالتالي يكون الحمل قد وُزِعَ بشكل متوازن على الموجات وذلك حسب قابلية التمرير (Capability) الخاصة

بكل موجة، وبالتالي نكون قد حصلنا على موازن حمل بشكل كامل في العنقود وذلك كما هو موضح في الشكل (7).



الشكل (7) يبين مخطط توزيع الحمولة على الموجهين في العنقود عند اختلاف قابليات التمرير للموجهات

### الاستنتاجات والتوصيات:

1. إن استخدام بروتوكول (VRRP) يمكّننا من الحصول على موزع للحمل في بوابة العبور للشبكة عن طريق تقسيم الشبكة إلى قسمين وكل قسم يخدمه موجه واحد بينما استخدام عنقود الموجهات يمكّننا من الحصول على موازن حمل بشكل كامل دون الحاجة إلى تقسيم الشبكة.
2. عند وجود عطل أو خلل في أحد الموجهات ضمن العنقود يتم استدراك هذا الفشل عن طريق توزيع مهام الموجه الفاشل إلى الموجهات الأخرى الموجودة معه، بالإضافة لذلك يستطيع مدراء النظام وحسب الحاجة إضافة أو إزالة موجهات إلى العنقود بمرونة عالية، لذلك يؤمن عنقود الموجهات موثوقية عالية جداً.
3. يراعي عنقود الموجهات موضوع قابلية التمرير (Capability) الخاصة بكل موجه لذلك يكون هناك موازنة كاملة للحمل في العنقود.

## المراجع:

- [1]-KNIGHT, S.; WEAVER, D.; WHIPPLE, D.; HINDEN, R.; MITZEL, D.; SHAND, M.; LINDEM, A. *Virtual router redundancy protocol*, RFC 2338, Internet Engineering Task Force, April 1998, 3-12.
- [2]-IETF. *Virtual Router Redundancy Protocol*, Request for comments, April 1998, 20.12.2006, <<http://www.ietf.org/rfc/rfc2338.txt>>.
- [3]- SRIKANTH, A.; ONART, A. A. *VRRP: Increasing Reliability and Failover with the Virtual Router Redundancy Protocol*, Sep 12, 2002, 6-65.
- [4]- MARCUS, E.; STERN, H. *Blueprints for High Availability*, Paperback - Sep 19, 2003, 31-182.
- [5]- KENCL, L.; BOUDEC, J. Y. L. *Adaptive load sharing for network processors*. IEEE INFOCOM, 2002, 545 - 554.
- [6]- HIGGINSON, P.; SHAND, M. *Development of router clusters to provide fast failover in ip networks*, Digital Technical Journal, Vol. 9 No. 3 1997, 2-8.
- [7]-EBERLE, H. and OERTLI, E. *Switcherland: A QoS Communication Architecture for Workstation Clusters*. In Proc. of Intl. Symp. Comp. Arch, June 1998, 2-11.
- [8]-KRISHNAMURTHY, B. and WANG, J. *On network-aware clustering of web clients*. In Proceedings of ACM SIGCOMM, August 2000, 97-109.
- [9]-CHIEN, A. A. and KIM, J. H. *Approaches to Quality of Service in High-Performance Networks*. In Proc. of Parallel Computer Routing and Communications Workshop. Lecture Notes in Computer Science, Springer-Verlag, July 1997, 2-16.